

国际信息工程先进技术译丛



WILEY

移动协议与切换优化：设计、评估与应用

Mobility Protocols and Handover Optimization: Design,Evaluation and Application

[美] 阿舒托什·杜塔（Ashutosh Dutta）
亨宁·舒茨莱宁（Henning Schulzrinne） 著

王微 王玲芳 等译









机械工业出版社
CHINA MACHINE PRESS

国际信息工程先进技术译丛

移动协议与切换优化：设计、评估与应用

[美] 阿舒托什·杜塔（Ashutosh Dutta）
亨宁·舒茨莱宁（Henning Schulzrinne） 著

王 微 王玲芳 等译



机 械 工 业 出 版 社

本书介绍了不同层的移动协议，给出了移动事件的一种系统性分析，并深入考察了不同层中每项切换操作关联的优化技术；讨论了包括无线服务提供商、企业网络、自组织网络和车辆网等各种移动部署场景，并给出了支持单播和组播流量的情形，同时提供了移动事件的一种形式化分析；另外，还给出了由移动测试床和理论模型得到的结果和性能分析。本书适合商用3G/4G、LTE、IMS和军事（自组织）环境设计无线网络的专业人员和系统架构师阅读，也可作为研究生、业界和学术界的研究人员和系统工程师的参考书。

图书在版编目（CIP）数据

移动协议与切换优化：设计、评估与应用/（美）杜塔（Dutta, A.）等著；王微等译. —北京：机械工业出版社，2016. 4

（国际信息工程先进技术译丛）

书名原文：Mobility Protocols and Handover Optimization

ISBN 978-7-111-53465-5

Ⅰ. ①移…　Ⅱ. ①杜… ②王…　Ⅲ. ①移动网 - 传输控制协议 - 研究　Ⅳ. ①TN929. 5

中国版本图书馆 CIP 数据核字（2016）第 070274 号

机械工业出版社（北京市百万庄大街 22 号　邮政编码 100037）
策划编辑：张俊红　责任编辑：闾洪庆
责任校对：陈　越　封面设计：马精明
责任印制：常天培
北京机工印刷厂印刷（三河市南杨庄国丰装订厂装订）
2016 年 5 月第 1 版第 1 次印刷
169mm×239mm · 27 印张 · 557 千字
标准书号：ISBN 978-7-111-53465-5
定价：149. 00 元

凡购本书，如有缺页、倒页、脱页，由本社发行部调换

电话服务	网络服务
服务咨询热线：010 - 88361066	机 工 官 网：www. cmpbook. com
读者购书热线：010 - 68326294	机 工 官 博：weibo. com/cmp1952
010 - 88379203	金 书 网：www. golden-book. com
封面无防伪标均为盗版	教育服务网：www. cmpedu. com

译 者 序

移动互联网在人们的日常生活中扮演着越来越重要的角色。在地铁上、公交车上，我们看到90%的人是低头族；同学聚会时，我们看到，有多少人沉浸在那一张小屏上，与周边的好友在分享逝去的快乐；甚至小学、中学的老师，也不再口头或板书留作业，而是通过微信群，告诉学生他们应该做什么。这就是移动互联网的力量。我们不再忙于在网上下载大片，不再去街头买盗版盘，只要在手机上选中自己喜欢的影片，几乎可以立刻欣赏到各大影院播放的新片，如果乐意支付这样的流量费的话。我们不再耽于留出确定的时间到确定的地点，呼朋引伴地去观看；不再焦灼地等待那“正在尽力传送”的旋转图标，便可以愉悦地欣赏那流畅的画面，无论是在漫步还是在旅行。能够做到这一点，其背后的技术是什么？这就是本书的主题。

本书介绍了不同层的移动协议，提供了移动事件的一种系统性分析，并深入考察了不同层中每项切换操作关联的优化技术；讨论了各种移动部署场景，包括无线服务提供商、企业网络、自组织网络和车辆网，支持单播和组播流量，并提供移动事件的一种形式化分析；给出了来自移动测试床和理论模型的结果和性能分析。

第1章介绍本书的主题，强调在移动管理中系统优化的重要性，并突出后续每章的主要技术贡献。第2章介绍在蜂窝和基于IP网络中的移动管理，并讨论当前存在的相关移动协议。第3章给出移动事件的系统分析和相关联的切换组件。第4章介绍一种形式化系统模型，使用Petri网分析一次移动事件的行为性质和相关联的优化技术。第5章讨论802.11环境中层2切换的优化技术。第6章描述基于IP的移动协议的一些关键移动优化技术，并通过实际试验展示了其有效性。第7章讨论与多层移动协议相关联的优化技术。第8章介绍同时移动性，分析了发生的概率，并为层3和应用层移动协议提出优化技术。第9章描述在一个基于层次结构范围的组播架构中组播流交付的优化技术。第10章突出了采用协作漫游技术的移动优化。第11章评估了一些切换系统，深入考察了诸如死锁的切换操作的行为特征，并分析了用于切换的不同调度和系统资源之间的折中考虑。第12章是全书的结论，对移动优化的最佳当前实践和基础原理做了讨论，给出书中所述工作的贡献小结以及一些可能的未来研究方向。另外给出了书中所用缩略语的一个字母顺序列表，以及两个附录：附录A定义了应用层发现的RDF纲要，附录B定义了许多移动相关的术语。

本书由王玲芳负责第1~5、10~12章、附录的翻译、全书统稿和校对工作，王微负责第6~9章的翻译工作。本书在翻译过程中，李虹、潘东升、李冬梅、吴

秋义、王弟英、吴璟、游庆珍、李传经、王领弟、王建平、李睿、吴昊、王灵芹、张永、李志刚、左会高、申永林、潘贤才、刘敏、李钰琳、王青改、李倩、陈军、许侠林、王改玲等同志参加了部分的翻译工作，在此表示感谢。同时感谢机械工业出版社，感谢出版社的编辑和相关同志。

不过，需要指出的是，本书的内容仅代表作者个人的观点和见解，并不代表译者及其所在单位的观点。另外，由于翻译时间比较仓促，疏漏错误之处在所难免，敬请读者原谅和指正。

译　者

作者简介

Ashutosh Dutta 博士从哥伦比亚大学获得电子工程博士，从美国 NJIT 获得计算机科学硕士，从印度 Rourkela 的 NIT 获得 BSEE。作为一名正当年的移动和安全架构师及具有 20 多年经验的成绩卓著的网络和计算机科学专家，Ashutosh 指导了多项 IT 运营，领导了领先全球技术公司和顶尖大学的研究和开发，并在研究、分析和设计倡议的开发和实现方面具有深入的专家知识。

他的职业生涯跨越 25 个年头，包括作为新泽西 AT&T 的 LMTS（技术部领导人），新泽西 NIKSUN 的无线 CTO，新泽西 Telcordia 技术公司的资深科学家，纽约哥伦比亚大学中心研究部主任，以及印度 TATA Motors 的计算机工程师。Ashutosh 的研究兴趣包括无线互联网、多媒体信令、移动管理、4G 网络、IMS（IP 多媒体子系统）、VoIP 和会话控制协议。他发表了 80 篇以上的会议和期刊论文以及互联网草案，还有相关书籍中的三章内容，并在不同会议上做过有关移动管理的讲座（tutorial）。Ashutosh 有 21 项授权的安全和移动相关的美国专利。Ashutosh 是网络安全和移动期刊的主编，该期刊由 River 出版社出版。

Ashutosh 是 IEEE 和 ACM 的高级会员。在部门、区域、分会、社团、MGA 和 EAB 等级别上曾作为一名 IEEE 志愿者和领导人。Ashutosh 获得过 2009 IEEE 区域 1、IEEE MGA 和 2010 IEEE 美国领导者奖项。

Henning Schulzrinne 教授是哥伦比亚大学计算机科学 Levi 教授，从马萨诸塞州的 Amherst 马萨诸塞大学获得博士。在加入哥伦比亚大学计算机科学和电子工程系之前，他是 AT&T 贝尔实验室的 MTS 和柏林 GMD - Fokus 的副系主任。他曾作为 2004 ~ 2009 年间计算机科学系的主任以及 2010 年和 2011 年美国联邦通信委员会（FCC）的工程会士（Fellow），并自 2012 年起是 FCC 的首席技术官员。

他发表了 250 篇以上的期刊和会议论文，70 项以上的互联网 RFC。由他共同开发的一些协议（如 RTP、RTSP 和 SIP），现在是互联网标准，用于几乎所有互联网电话和多媒体应用中。他的研究兴趣包括互联网多媒体系统、泛在计算和移动系统。

他是 IEEE 会士；获得过纽约市市长科学和技术卓越奖、VON 先导奖（VON Pioneer Award）、TCCC 服务奖和 IEEE 终身卓越服务的 IEEE 区域 1 William Terry 奖以及马萨诸塞大学计算机科学突出校友荣誉（Alumni recognition）；是互联网名人堂的一名成员。

原书序

在如今的世界，泛在计算和无线互联网漫游已经成为正常现象。泛在性需要在异构接入网络间支持安全的和无缝的移动性。在一次移动事件中，一台移动设备的用户改变设备的连接点，则因为需要在多个层管理移动性，所以现有通信就被降级。虽然人们提出了管理这些不同层的各种协议，但就一次移动事件的全面分析还没有系统性的方法。一种优化的移动管理方案，将在不降级服务质量的情况下，高效地处理移动性。

虽然人们针对不同层设计了许多移动协议，以支持这些种类的切换，但多数优化技术是特定的，并紧密地与一种特定的移动协议耦合在一起。至关重要的是，我们以一种系统性的方式开发优化技术，从而使之可应用到任何类型的移动协议。这些技术将考虑到诸如安全、配置、认证、服务质量和移动设备的移动模式等要素。

通过拥有一个共性框架和定义移动事件的抽象功能集，可分析任何相关的协议并推导关联的优化技术，都将是比较容易的。对于满足如下条件的一个参考工具，存在急迫的需要，该工具详细描述当前最佳实践，并给出一个共性框架，使用该框架可分析移动协议的性能，并建立一个多用途的系统优化技术集合。

本书拟填补这个空白。本书提供了管理移动事件的一种理论方法，并形成这种共性框架，依据的是来自服务提供商、企业、军队和车辆网等案例研究的实践结果。本书提供了广泛可应用的部署指南，并提出移动事件的一种形式化分析，这种分析是独特的，在任何其他书中都没有提到。本书也介绍了一种抽象模型，可用来评估各种优化方法论。拥有这样一个模型，则选择或设计一个协议集就是比较容易的，该协议集可提供特定于一个客户需求的优化的移动管理方案。

负责设计未来无线网络的高级专业人员和专家将发现本书是有用的。研究生将学习到移动管理理论和不同移动协议的相关优化技术。本书描述提供服务质量(就时延、报文丢失和资源利用率而言的)保障的新研究思路。网络设计人员可使用本书学习与一次移动事件相关的基础步骤，并确定针对一次切换步骤的系统优化的基本原理，将找到在支持实时和非实时应用中，可适用于任何移动协议取得期望服务质量的原理，即使在具有受约束资源参数的情况下也是如此。

作者 Ashutosh Dutta 和 Henning Schulzrinne 非常精通移动协议、无线互联网和蜂窝系统的理论知识，更不用提开发和部署移动系统及网络的实践经验了。他们极有资格来解释不同类型移动协议、切换优化和评估的细节以及它们在不同场景中的应用。

Ashutosh Dutta 是一名成果卓著的网络和计算机科学专业人员，在管理多项 IT

运营、设计和实现企业级与广域级网络，以及为领先的全球电信公司和学术机构实施研究和开发方面，具有25年以上的经验。他提出研究、开发、网络性能分析、部署和标准经验的一种独特组合，这赋予他将理论方面与最佳实践融会贯通的能力。本书中展示的许多结果和试验都来自他设计和实现的移动测试床。他在移动和安全领域80篇以上的论文和21项专利使他成为本书的一名理想撰稿人。

Henning Schulzrinne，经常被称为“互联网电话之父”，发表了70篇以上的互联网RFC、250篇论文和多项专利。由他共同开发的一些协议如今是互联网标准，由几乎所有流行的电话和多媒体应用所使用。他设计了称为SIP的应用层移动协议的最早版本。作为哥伦比亚大学的一名主席（chaired）教授、贝尔实验室的一名研究人员、IETF的一名领导人和FCC的一名首席技术官，他有25年以上的经验。作为一名博士生导师，Henning指导了许多系统相关和移动相关的博士论文。事实上，本书的许多章节都基于Ashutosh的博士论文工作，这是在Henning监督下完成的。

总之，通过解释各种层的不同移动协议、理论、设计，以及在移动测试床中的实践实现和验证，本书给出移动管理和优化技术的一个全面视图。我不仅向负责部署企业和服务提供商移动网络的网络专业人员推荐这本书，而且向研究人员、研究生、系统工程师和移动架构师推荐这本书。

Zvi Galil 教授
John P. Imlay Jr. 计算主任
佐治亚理工学院
美国亚特兰大

原书前言

在不到30年的时间跨度上，蜂窝电话成为无处不在的，无线话音和数据成为如今最常见的通信方法之一。无线网络也已经演进到支持高得多的带宽和较低的端到端时延，支持诸如交互式话音和视频等时延敏感的应用。例如，在20世纪80年代后期和90年代初期部署的1G和2G网络，除了话音通信外，仅可支持每秒数十kbit的数据速率，但在新世纪伊始，它们就演进到3G网络，支持高达2Mbit/s的数据速率。目前，4G网络，主要基于LTE、HSPA+，而在一个较弱的程度上也是WiMAX，都正在部署，支持多媒体通信，并提供高达100Mbit/s的数据传递速率，同时将访问报文时延降低到50ms。随着这些网络不断地得到改进，在移动设备的使用和带宽密集应用方面也有急剧增长，这主要是在娱乐和交互式视频方面。由于不同蜂窝站点和网络之间的切换，所有这些应用对中断都是敏感的。受到增加数据需求的驱动和频谱可用性的限制，蜂窝尺寸正在不断缩小，导致切换频率方面的进一步增加。

最近，使用用途的增加和廉价Wi-Fi访问点的商用性，刺激了人们对异构网络的兴趣，将使用有许可证的白空间（white space）和无许可证的频谱的基站与多个运营商组合使用，使漫游成为常见现象。这些所谓的hotnet（热点网）被认为是未来所谓5G网络的突出特征之一。

不仅网络而且终端系统也正变得日渐多样化。嵌入式移动设备（如用于车辆应用的，范围涉及从交通安全到物流）都将移动网络扩展到超出以人类为中心的应用，扩展到物联网。除了诸如蜂窝网络的商用移动无线电服务外，其他移动网络（如自组织和网状网络、企业网络和公共安全网络），在规模、复杂性和异构性方面也在增长。

跨越所有这些网络，移动性作为一个中心的和常见的挑战出现了。虽然许多文章都讲到特定网络或特定协议层的移动性和切换问题，但本书提供了该专题的一个统一的、系统性的和严格的讨论，识别出带有移动或游牧端系统的所有无线网络的常见事件：发现、网络选择、配置、认证、安全关联、加密、绑定更新和媒体重定向。

本书介绍了不同层的移动协议，提供了移动事件的一种系统性分析，并深入考察了不同层中每项切换操作关联的优化技术。本书考虑了各种移动部署场景，包括无线服务提供商、企业网络、自组织网络和车辆网，支持单播和组播流量，并提供移动事件的一种形式化分析。本书中提出的框架和抽象模型可被用来理解和分析各种优化方法论的有用性。本书给出来自移动测试床和理论模型的结果和性能分析，

其中理论模型验证这些优化技术对各种场景是适用的。

本书结构

本书结构如下。第1章介绍本书的主题，强调在移动管理中系统优化的重要性，并突出后续每章的主要技术贡献。第2章介绍在蜂窝和基于IP网络中的移动管理，并讨论当前存在的相关移动协议。第3章给出移动事件的系统分析和相关联的切换组件。第4章介绍一种形式化系统模型，使用Petri网分析一次移动事件的行为性质和相关联的优化技术。第5章讨论802.11环境中层2切换的优化技术。第6章描述基于IP的移动协议的一些关键移动优化技术（这是针对切换事件的不同组件开发的），并通过实际试验展示了其有效性。第7章讨论与多层移动协议相关联的优化技术。第8章介绍同时移动性，分析了发生的概率，并为层3和应用层移动协议提出优化技术。第9章描述在一个基于层次结构范围的组播架构中组播流交付的优化技术。第10章突出了采用协作漫游技术的移动优化。第11章评估了一些切换系统，这是采用试验和Petri网模型的方式使用在前面各种所述一些优化技术做出的原型，本章深入考察了诸如死锁的切换操作的行为特征，并分析了用于切换的不同调度和系统资源之间的折中考虑。第12章是全书的结论，对移动优化的最佳当前实践和基础原理做了讨论，给出书中所述工作的贡献小结以及一些可能的未来研究方向。

还给出了书中所用缩略语的一个字母顺序列表。也包括两个附录。在附录A中定义了应用层发现的RDF（资源描述框架）纲要，而在附录B中定义了许多移动相关的术语。

预期读者

专注于如下领域的网络专业人员将从本书受益：

1）无线服务提供商的架构师。许多无线服务提供商都正在建设基于3GPP规范的LTE网络。一般来说，在切换和漫游过程中，这些系统遇到优化问题。设计LTE网络的系统架构师将学习到可用于一个异构接入网络中优化不同切换功能的方法。架构师负责设计一个完备的系统，其中移动和安全协议是相互作用的；理解它们的相互依赖关系是非常重要的。本书给出移动优化如何受到与安全、配置和认证相关其他协议影响的概述。

2）研究人员。本书涵盖移动优化的理论和实践方面，并解决一些相关的研究问题，其中包括建模和跨层优化。研究人员将能够使用移动模型和试验来分析他们的结果，并提高他们自己的研究工作。

3）系统工程师。系统工程师负责集成一个系统的不同部分，并确保对运营是准备就绪的。因为本书涵盖来自测试床（包括诸如CDMA和802.11等的异构无线接入技术）的许多鲜活试验结果，它将提供在一个真实部署场景中移动优化运营

方面的一些真实的深邃理解。

4）协议设计人员。因为本书涵盖移动管理和相关优化技术的基础知识，所以协议设计人员将得到机会了解优化的基本原理。这将帮助他们设计新协议或增强现有协议，使这些协议适合于一个特定的移动部署。

5）IT专业人员。设计一个优化的企业网络，在资源约束的条件下，向终端用户提供期望的服务质量，在这个过程中企业网络的IT专业人员总是受到挑战。例如，他们也许不得不确定为支持切换他们需要提供层2还是层3移动性管理，或者在切换过程中他们是否需要任何跨层反馈。本书提供不同类型移动协议的分析和比较，这对移动协议的高效部署会是有用的。

6）标准专业人员。本书给出由IETF开发的许多重要的移动性和安全性相关协议的概述，还有这些协议应用到移动网络（由3GPP定义）的概述。标准撰写人将从本书关于移动优化的基本原理、方法论和最佳当前实践的描述中受益。这将帮助他们设计新的移动优化的协议和移动性框架。

7）首席技术官。无线服务提供商的CTO们将得到移动性管理和优化技术（可应用到许多不同的部署场景）的一个鸟瞰图。因为这些技术考虑到诸如安全和服务质量以及漫游的其他运营方面，所以当他们与其组织内的其他组（如CSO、网络规划和网络开发组）相互作用和研究他们的相互关系时，他们将能够使用本书作为一本参考书。

缩略语列表

缩略语	解释
1G	第一代蜂窝网络。1G 网络基于模拟系统，指仅携带话音。这些是在 1980 年左右开发的。NMT、AMPS 和 TACS 是 1G 系统的例子
2G	第二代蜂窝网络。2G 网络是 1G 网络的演进，是在 20 世纪 90 年代期间引入的。2G 网络本质上是数字网络，并提供高达 144kbit/s 的每用户带宽。GSM、IS－54/136 和 IS－95 是 2G 系统的例子
3G	第三代蜂窝网络。3G 网络可提供高达 2Mbit/s 的每用户带宽，并可携带多媒体流量。WCDMA 和 CDMA2000 是 3G 系统的例子
3GPP	第三代伙伴项目。电信联盟团体的一项协作工作，为 3G 网络和 WCDMA/UMTS 的开发定义标准
3GPP2	第三代伙伴项目 2。基于 CDMA2000，协调 3G 网络开发的标准机构和组织
4G	第四代蜂窝网络。4G 网络是 2G 和 3G 蜂窝网络的演进；被定义为 IMT－2000 的组成部分，并可提供高达 100Mbit/s 的每用户带宽
AAA	认证、授权和计费。AAA 是 IP 网络接入控制的一个通用模型，是由 IETF 发起和开发的（de Laat 等，2000）
AH	认证首部。AH 是 IPSec 协议族的一个组成（Kent 和 Seo，2005），确保 IP 数据报的无连接完整性和数据源发认证
AKA	认证和密钥协议。AKA 过程是一种基于挑战－响应的机制，目标是双向网络/终端认证和安全密钥分发（Niemi 等，2002）
AMT	自动组播隧道法。AMT 支持隔离的支持组播站点或主机（连接到没有原生组播支持的一个网络）间的组播通信（Thaler 等，2007）
ANSI	美国国家标准协会。ANSI 负责在美国国内监管产品和服务的自愿共识标准的开发
ARP	地址解析协议。这是当仅给定一个网络层地址时，找出一台主机的链路层地址的过程
AuC	认证中心。一个 AuC 是一个数据库，在一个 GSM 或 UMTS 网络中，用来控制认证过程，并将用户的身份与由网络判定为有效的那些身份进行比较
AVP	属性－值对。AVP 是计算系统和应用中的一种基础数据表示，是一种数据结构，支持在没有修改现有代码或数据的条件下的未来扩展
B2BUA	背靠背用户代理。一个 B2BUA 由两个 SIP 用户代理组成，其中一个代理发起一次呼叫，而另一个修改和终止呼叫。一个 B2BUA 可作为一个第三方呼叫控制器，并可在两个用户代理之间建立一次呼叫
BCCH	广播控制信道。一个 BCCH 是在 GSM 蜂窝标准中使用的一条点到多点、单向下行链路信道
BCP	缓冲控制协议。使用一个缓冲控制协议（Dutta 等，2006e），通过动态调整缓冲值，一个移动节点与一个网络中的缓冲节点通信，降低切换期间的分组丢失
BN	缓冲节点。一个缓冲节点是一个网络中的一个逻辑实体，支持一次切换期间的分组缓冲
BSC	基站控制器。一个网络的组成部分，控制一个或多个基站，与交换中心（如一个 GSM 网络中的 MSC）有接口
BSS	基站子系统。包括 BTS 和 BSC 的整个系统，处理一部移动电话和网络交换子系统之间的流量和信令。一个 BSS 典型地用在 2G 和 3G 网络中

（续）

缩略语	解　　释
BSSID	基本服务集标识符。这唯一地标识每个基本服务集。BSSID 是一个 802.11 无线接入点的 MAC 地址
BTS	基站接收转发站。基站设备，用来发送和接收进出移动手机的信号
CARD	候选接入路由器发现。是这样一种协议（Liebsch 等，2005），采用以前网络和目标网络中各路由器之间的信令交换，提供层 3 中的一种网络发现机制
CDMA	码分多址。为 2G 和 3G 网络定义的一种无线访问机制
CDN	内容分发网络。一个 CDN 是由包含数据备份的计算机组成的一个系统，这些计算机放置在一个网络的各个点，以便为整个网络的客户端访问数据提供最大带宽
CGMP	思科的组管理协议。CGMP（Farinacci 等，1996/1997）是思科专有的组管理协议，它管理层 2 中的组播组
CoTI	转交测试发起。在 MIPv6 中，一个移动节点使用一条 CoTI 消息发起返回可路由能力规程，并从一个通信节点请求一个转交 keygen 信标
CS	电路交换。CS 域是一个 2G/GSM 或 3G/UMTS 核心网络域的一个子集，专用于支持基于电路的服务（如话音呼叫）
CSMA/CA	载波侦听多路访问/冲突避免。一个移动节点使用这种机制，得到 IEEE 802.11 类型网络的访问权
CTN	候选目标网络。一个 CTN 是一个移动节点可能移动到的可能网络附接点之一
DAD	重复地址检测。验证一个层 3 标识符（是一个子网中的一个 IP 地址）唯一性的一个过程。经常在层 3 配置过程期间实施这个过程（Narten 等，1998）
DCDP	动态配置分发协议。DCDP 是这样一种协议，它与 DRCP 一起工作，为服务器配置一块地址，这些地址可分配给终端客户端（McAuley 等，2001）
DEDS	离散事件动态系统。一个 DEDS（Cao 和 Ho，1990）可被看作一个事件序列。一个活动的完成可发起一个或多个新的活动。事件序列的顺序不必是唯一的
DMZ	非军事化区。在计算机安全中，一个 DMZ 是一个物理的或逻辑的子网，包含一个组织机构的外部服务，并将这些服务暴露给一个更大型的、不被信任的网络，经常是因特网
DRCP	动态快速配置协议。DHCP 的一个轻量版本，降低了空中传递的消息数和消息尺寸，由此降低配置时间（McAuley 等，2001）
DTTPN	确定性的时间－转换 Petri 网。时间－转换 Petri 网的一个类型，其中每个转换与一个确定性的实施时间相关联（Ramamoorthy 和 Ho，1980）
EAP	可扩展认证协议。一种认证框架（Aboba 等，2004），支持多种认证方法，并在不要求 IP 支持的条件下，直接运行在数据链路层［如 PPP（点到点协议）或 IEEE 802］之上
EPC	演进的分组核心。见 SAE 的定义
EPS	演进的分组系统
ESN	电子序列号。一个 32bit 的标识符，主要用于美国的 AMPS、TDMA 和 CDMA 手机；相当于所有 GSM 手机使用的 IMEI 号
ESP	封装安全净荷。ESP（Kent 和 Atkinson，1998a）是 IPSec 协议族的一个成员，提供分组的原发唯一性、完整性和机密性保护
FA	外地代理。它作为一个移动 IPv4 网络中的一个解封装代理
FACH	前向访问信道。一条下行链路访问信道，携带到如下终端的控制信息，已知这些终端位于一个 GSM 网络给定蜂窝内

（续）

缩略语	解　释
FEC	前向错误纠正。用户数据发送的错误控制系统，其中发送方将冗余数据添加到它的消息上。在不需要重发的条件下，这使接收方检测和纠正错误
FMIPv6	快速移动IPv6。移动IPv6协议的一个优化版本，它通过使用层3优化技术（Koodli，2005），降低切换时延和分组丢失
FMS	敏捷制造系统。一个FMS是一个制造系统，其中存在某种程度的灵活性，使系统可对预测到的或不可预测的变化做出反应
FOCC	前向控制信道。在一个1G网络中被用来从一个基站向一个或多个移动站发送信令消息
GCoA	全局转交地址。当一个移动节点首次进入一个特定域时，指派给它的转交地址。用于域内移动协议，如IDMP（Das等，2002）
GFA	网关外地代理。一个层次结构式的移动代理，有助于降低绑定更新信令时延
GGSN	网关GPRS支持节点。它作为一个外部分组数据网络和一个GSM网络（支持GPRS）之间的一台网关
GIST	通用因特网信令协议。由NSIS［信令方面的接下来的工作（Next Steps in Signaling）］工作组开发的一个IETF协议（Schulzrinne和Hancock，2008），定义一个共性消息传递层，该层将为各种信令应用提供一项共性服务
GPRS	通用分组无线服务。GSM的一种演进版本，其中使用分组交换而不是电路交换，提供增加的带宽
GPSK	广义预共享密钥。EAP-GPSK协议是轻量的，寻求最小化往返时间（Clancy和Tschofenig，2009）。所以，它适用于所有类型的设备，特别是带有处理能力、内存和电池约束的那些设备
GRE	通用路由扩展。一种打隧道协议，可在IP隧道内封装各种网络层协议分组类型
GSM	全球移动通信系统。基于工作在一条200kHz RF信道上的数字TDMA系统的一个2G蜂窝标准
GTP	GPRS隧道协议。一组基于IP的通信协议，用来在GSM和UMTS网络中携带GPRS。使用GTP，在一个SGSN和一个GGSN以及一个RAN和一个核心网之间携带用户数据
HA	家乡代理。一个家乡网络中的一个封装代理（Perkins，2002a）
HAWAII	切换感知的无线接入因特网基础设施。一种微移动协议，设计用来处理当一个移动节点的移动受限在一个域内时的移动性
HIP	主机身份协议。一种移动协议，作为网络层和传输层之间的一个楔子层，提供期望的移动功能（Moskowitz和Nikander，2006）
HLR	归属位置寄存器。一个GSM或CDMA网络内的一个中央数据库，包含有关订阅到那个特定网络的各移动站的信息
HoTI	家乡测试发起。作为移动IP中返回可路由能力规程的组成部分，一个移动节点向通信节点发送一条HoTI消息（通过家乡代理），获取家乡keygen信标
HSDPA	高速下行链路分组访问。一个3G/UMTS网络的一种高速增强法，用于网络到终端的发送
IDEN	综合分派增强网络。是由摩托罗拉开发的一项移动电信技术，为其用户提供骨干型（trunked）无线和蜂窝电话的优势。相比于蜂窝系统，IDEN将更多用户放在一个频谱空间，IDEN使用TDMA
IDMP	域内移动协议。IDMP（Das等，2002）是一种移动协议，它优化一个管理域内的移动性
IGMP	因特网组组播（译者注：应该是管理，不是组播）协议。IGMP用于一台主机和一台路由器之间，用来管理组播组（Cain等，2002）
IKE	因特网密钥交换。使用该协议（Harkins和Carrel，1998），在IPSec协议族中建立一个安全关联。IKE使用一次Diffie-Hellman密钥交换建立一个共享的会话秘密，由之派生得到密码学密钥

（续）

缩略语	解　　释
IMC	因特网多媒体客户端。一个终端客户端，能够在一个层次结构范围的组播环境中（Dutta 和 Schulzrinne，2001）接收组播流量
IMEI	国际移动设备身份。一个 56bit 号，对每台 GSM 电话是唯一的。由一个 GSM 网络使用，识别有效的移动设备
IMS	IP 多媒体子系统。IMS 是一个 3GPP 框架，设计用来在 3G 和 4G 网络上将 IP 多媒体服务交付给终端用户
IMSI	国际移动用户身份。在一个 GSM 或 UMTS 网络中识别用户的一个序列号（正常情况下包含在一个 SIM 中）。一个 IMSI 通常有 15 个数字长。前三个数字是移动国家代码，接下来的数字是移动网络代码
IPCP	因特网协议控制协议。IPCP（Dutta 和 Schulzrinne，1992）负责在一条 PPP 链路两端配置、激活和禁止 IP 协议模块
IS－95	过渡标准号 95。IS－95 是第一个基于 CDMA 的数字蜂窝标准，是由 Qualcomm 倡导的。也称作 CDMAOne 和 TIA（电信工业联盟）－EIA（电子工业联盟）－95
ISAKMP	因特网安全学会和密钥管理协议。ISAKMP（Maughan 等，1998）为认证一个通信对端、安全关联的创建和管理、密钥产生技术和威胁缓解（如拒绝服务和重放攻击）定义规程
LAI	位置区域身份。一个国际唯一标识符，由三个十进制数字构成的国家代码、二到三个数字组成的移动网络代码和位置区域码组成。BCCH 周期性地广播 LAI。一个移动站将其 LAI 存储在用户身份模块（SIM）中
LCoA	本地转交地址。当一个移动节点在 MIPv4 和 MIPv6 网络中一个移动域内的子网之间移动时，为之指派一个新的 LCoA
LDAP	轻量发现访问协议。由 IETF 开发（Wahl 等，1997），这是查询和修改发现服务（运行在 TCP/IP 之上）的一个应用协议
LMA	本地移动代理。在一个中介移动 IPv6 域中移动节点的家乡代理（Gundavelli 等，2008）
LTE	长期演进技术。LTE 是第四代无线技术，是对 UMTS 增强得到的结果。是作为 3GPP 标准过程的组成部分定义的。LTE 为下行链路（即从基站到终端的链路）使用 OFDM。在上行链路，LTE 使用称作单载波频分多址（SC－FDMA）的 OFDM 的一个预编码版本
MA	移动代理。一个 MA 是比较接近移动节点的一个锚点代理，并提供 MIP 中家乡代理的类似功能
MAG	移动接入网关。MAG 是一台接入路由器的一个功能组件，该路由器管理一个移动节点（附接到它的接入链路）的移动相关信令
MAHT	最大可接受切换时间。这定义了在切换期间一个移动节点可容忍的媒体中断时间；这个时间依赖于应用类型
MAP	移动应用部分。MAP 是 SS7（7 号信令系统）协议的应用层，用于一个 GSM 网络几个组件（如 HLR、VLR、MSC 和 AuC）之间的通信
MICS	媒体无关命令服务。作为 MIHF（Das 等，2009）关键功能组件之一，使用 MICS 命令采集有关连接链路之状态的信息，并在低层中执行较高层移动性和连通性判定。对于优化异构接入网络间的切换，MICS 是有用的
MIHF	媒体无关切换功能。这定义了一个抽象功能集合，有助于移动协议取得异构接入网络之间的无缝切换。MIHF 是由 IEEE 802.21 工作组定义的
MIIS	媒体无关信息服务。这是 MIHF 的一个关键组件，提供一个框架和相应的机制，使用这些机制，一个 MIHF 实体可发现并得到一个地理区域内的网络信息。MIIS 是作为 MIHF 的组成部分由 802.21 工作组开发的

（续）

缩略语	解　释
MIN	移动识别号。移动订阅的一个10数字标识符。MIN被存储在由蜂窝提供商管理的一个数据库中
MIP	移动IP。由IETF开发的一个标准，它为移动用户处理基于IP之会话的会话连续性（见2002b，2.6.1节）
MIP - LR	带有位置寄存器的移动IP。移动IP的一个修改版本（Jain等，1999），提供可生存性，并消除数据路径的三角路由
MIP - RO	带有路由优化的移动IP。移动IP的一个修改版本，通过发现一条直接路径，降低数据传递时延［见Perkins（2002b），2.6.1节］
MIP - RR	带有区域注册的移动IP。移动IP的一个优化版本，通过限制绑定更新，降低绑定更新时延（Perkins，2002c）
MME	移动管理实体。MME是一个EPC网络的一项组成，负责会话移动和用户移动管理
MMP	微移动管理协议。MMP包括一个协议族，它处理一个行政管理域内的移动性（Wong等，2002）
MOM	移动组播（Williamson等，1998）。MOM是一种基于家乡订阅的组播移动协议，它降低隧道收敛时间
MPA	媒体无关预认证。这定义了一个框架，当移动节点仍然处在服务网络中时，支持该节点向目标网络对自己进行预认证
MSC	移动交换中心。交换中心，是一个移动网络与公众电话系统接口之处
NAMONC	网络辅助的移动节点与网络控制型的（切换）。是一种方法（Malki，2004），其中在一次即将发生的层2切换时，一个移动主机得到网络的辅助
NAT	网络地址转换。NAT是当数据报分组跨一个流量路由设备中转时，修改数据报分组首部中网络地址信息的过程，目的是将一个给定地址空间重新映射到另一个地址空间（Egevang和Francis，1994）
NIMOT	网络发起的、移动节点终结的（切换）。通过将切换触发器发送到移动节点，一个网络节点发起一次切换
NMT	北欧（Nordic）移动电话。NMT基于由北欧国家规范的一项模拟技术（第一代标准），是在1979年进行商业部署的
NUD	邻居不可达检测。NUD是在一个IPv6网络中一条链路上找出是否存在邻居的一个过程。通常，一个移动节点使用邻居请求（Narten等，1998）找出是否存在邻居。如果没有找到一个邻居，则从邻居缓存表项中将之删除
OWL	万维网本体语言。OWL万维网本体语言（McGuinness等，2004）是为如下应用使用而设计的，这些应用需要处理信息内容而不是仅将信息呈现给人类用户
PANA	携带网络接入认证（信息）的协议。由IETF定义的一个应用层协议（Jayaraman等，2008），独立于接入网络，使用该协议认证一名用户
PBU	中介绑定更新。由一台移动接入网关向一个移动节点的本地移动锚点发送的一条请求消息，用于在移动节点的家乡网络前缀（指派到该移动节点的一个给定接口的）与该节点的当前转交地址之间建立一种绑定关系
PC	引导信道。这个信道作为系统的一个定时信标，由邻接蜂窝中的移动站使用，评估一个蜂窝对切换的适用性。在CDMA网络中使用引导信息
PCF	分组控制功能。一个无线接入网络中的一个实体，在一个CDMA2000网络中，它控制基站和分组数据服务节点之间的分组发送

（续）

缩略语	解　　释
PDIF	分组数据网络互联功能。这项功能像一个基于 IP 的非蜂窝网络中的一台接入路由器一样发挥作用
PDN - GW	PDN - GW（其中 PDN 代表分组数据网络）是 EPC 的组成部分，并终结去往分组网络的 SGi 接口
PDSN	分组数据服务节点。一个 CDMA 网络中的层 3 附接点
PHT	提前切换信道。这是一个移动节点和一个目标网络中的路由器之间的一条信道，目的是完成一次提前切换。即使在切换完成之前，流量也通过一条提前切换信道流动
PS	分组交换。PS 域是 2G/GSM 和 3G/UMTS 核心网域的一个子集，专门用来支持基于分组的服务
PTK	成对临时密钥。一个 PTK 是由四个密钥组成的集合，这些密钥称作临时密钥，是每次一台移动设备与一个接入点关联时，由成对主密钥（PMK）派生得到的。使用这些密钥加密数据，并防止数据被修改
RA	路由器通告。ICMP 路由器发现消息被称作路由器通告。每台路由器由它的每个组播接口周期性地组播一条 RA，宣告那个接口的 IP 地址
RAN	无线接入网络。它控制和终结 3G 和 4G 网络中的无线电信号
RAS	无线电天线服务器。无线电天线服务器（Dutta 和 Schulzrinne，2001）是去往一个网络的边缘的内容服务器，它能够将来自一个全局范围组播地址的流化内容转换到一个局部范围组播地址（的内容）
RAT	无线电接入技术。指代在用的蜂窝接入类型。GSM、WCDMA 和 CDMA2000 是无线电接入技术的所有不同类型
RBMOM	基于范围的移动组播（Lin 和 Wang，2000）。通过动态地指派一个被指定（designated）组播服务提供商，RBMOM 提升 MOM 的性能
RDF	资源描述框架。信息的概念描述或建模的一种通用方法，这些信息是在万维网资源中实现的，使用各种语法格式。RDF 是一个 W3C 规范族（Lassila 等，1999）
RDFS	RDF 方案（McBride，2004）
RDQL	RDF 数据查询语言。RDQL 是一种类似 SQL 的 RDF 查询语言，是由 Squish 派生得到的
RHT	反应式切换隧道。这是在以前网络中的路由器和一个移动节点的新转交地址之间建立的一条隧道，从而使在切换之后，临时的在途数据可被转发到移动节点。使用反应式切换隧道，降低由切换导致的分组丢失
RNC	无线电网络控制器。RNC 是负责控制 UTRAN 无线电资源的网元（Bauer 等，2003）
RSC	无线电站客户端。各 RSC 是一个层次结构范围组播环境中的组播流量源（Dutta 和 Schulzrinne，2001）
S - GW	服务网关。S - GW 是 EPC 的组成部分。它是功能网络实体，在 eNodeB 和分组数据网络之间转发和路由分组
SA	安全关联。为支持安全通信，一个 SA 在两个网络实体之间建立共享的安全信息
SAE	系统架构演进法。SAE 定义一个 4G 网络的分组核心，其中 LTE 是 RAN。SAE 也称作 EPC
SAT	监督音频音。三个音（处在 5970Hz、6000Hz 或 6030Hz）之一，是由基站发送并由一个移动节点返回的
SC	同步信道。支持一个移动站与基站和网络做到时间同步
SCTP	流控传输协议。SCTP（Stewart 等，2000）是一个传输层协议，用作类似于 TCP 和 UDP 的一种角色。SCTP 将消息和控制信息放在独立的块（数据块和控制块）中，每个块由一个块首部加以识别
SGSN	服务 GPRS 支持节点。该节点跟踪记录一个服务域内与移动站关联的位置信息和安全信息

（续）

缩略语	解　释
SID	系统标识符。SID由一个蜂窝网络中的一个节点使用，确保它在正确的网络上
SMR	专用移动无线电。一种双向无线电系统，其中两个移动接收发送器由单个再生重传器（repeater）链接在一起
SMS - SC	短消息服务 - 服务中心
SNR	信噪比。SNR是信号与背景噪声的比值，用作信号质量的一个指示。它可被用作接收器性能的一个度量（指标）
SPARQL	SPARQL协议和RDF查询语言。这是一种RDF查询语言，被看作一种密钥语义学万维网技术
SPI	安全参数索引。SPI是一个32bit的值，用来在不同SA之间做出区分，这些SA终结在相同目的地，并使用相同IPSec协议（Kent和Atkinson，1998b）
SRTP	安全的RTP。实时传输协议（RTP）的一种概要，可提供机密性、消息认证以及RTP流量与RTP控制流量［由实时传输控制协议（RTCP）定义］的重放保护（Baugher等，2004）
SSID	服务集标识符。它识别一个特定的802.11无线LAN。SSID可长达32个字符。SSID可定义为1～32个字符［8比特字节（octet）］的序列，每个字符可取任意值
SSM	源特定组播。对于将内容从一个源组播内容到多个用户，最常使用的一种组播协议
TACS	全接入通信系统。TACS是一项1G蜂窝标准，基于在欧洲国家使用的模拟系统。TACS首先于1985年在英国使用，之后在其他国家和地区使用，包括中国香港和日本。在日本，称作JTAC
TDMA	时分多址。通过将信号分成不同的时间槽，支持几个用户共享相同的频率信道
TELEMIP	电信增强的移动IP。一种移动管理协议，处理一个域内的移动性（Das等，2000）
TLS	传输层安全。TLS协议（Dierks和Allen，1999）支持客户端/服务器应用以如下一种方式在一个网络间通信，设计这样一种方式是为防止窃听、篡改和消息伪造。TLS经常在传输层协议顶部实现，封装应用特定协议，如HTTP、FTP、SMTP、NNTP、SIP和XMPP
TLV	类型 - 长度 - 值。任何通信协议中的任何信息均可以形式类型 - 长度 - 值的方式加以编码，其中类型和长度是固定尺寸的，而值是变尺寸的
TMSI	临时移动用户身份。由一个网络指派给一名用户的一个临时标识符
UMTP	UDP组播隧道协议。这个协议支持没有组播连接性的一台主机，完成到MBone的一条特定连接，做法是将组播UDP数据报以隧道方式在单播UDP数据报内传输
URI	统一资源标识符。URI是一项寻址技术，由一个字符串组成，用来识别或命名因特网上的一项资源。URI最早定义为两种类型：统一资源定位符（URL）（这是带有网络位置的地址）和统一资源名字（URN）（是永久名字，是地址无关的）（Hansen等，2006）
UTRAN	UMTS陆地无线电接入网络。UTRAN表示一个3G UMTS网络的接入网络
VCC	话音呼叫连续性。一个3GPP标准集，维护蜂窝和基于IP的网络之间的呼叫连续性
VLR	拜访者位置寄存器。一个VLR是一个数据库，保存满足如下条件的所有移动站的信息，这些移动站是拜访者并处在一个GSM网络中一个拜访MSC（V - MSC）之下
VPN	虚拟专网。一个VPN的概念是，一个专网叠加在一个公网之上，从而可得到一个专用网络的优势。VPN经常是由组织机构安装的，提供到一个安全的组织机构网络的远程访问
WCDMA	宽带码分多址。基于直接序列扩频的一种系统，支持多个用户同时访问一条蜂窝信道
WPA	Wi - Fi受保护访问。这是围绕RSN（鲁棒的安全网络）标准构造的。这是在IEEE 802.11i标准化之前的一个临时标准
XML	可扩展标记语言。XML是一种文本形式的数据格式，通过Unicode对语言世界提供强大支持。是SGML（标准广义标记语言）的一个子集，就像HTML一样，可在万维网上被容易地服务、接收和处理

目录

第1章 导 言

通信和信息的无线连接能力将世界推进到泛在计算（状态）。在不到30年的时间，蜂窝电话无处不在，无线数据访问成为常见现象。但是，这种访问带来了各种技术问题。无线电物理学和功率约束，重用频谱的需要，对设施布局的经济约束，以及由于竞争和政治因素导致的服务巴尔干现象，强迫我们将无线系统实现为有限范围的蜂窝。此外，蜂窝可使用非常不同的无线技术，或提供本质上不同的服务，如VoIP（IP上的话音，IP电话）、流化或远程测量（telematics）的直接短距离通信。之后通常在多个协议层中需要切换机制，使移动终端从蜂窝移动到蜂窝，并维持服务的连续性。

移动性可被描述为一台终端的移动，导致终端与当前蜂窝绑定（到网络的附接点）的释放和与新蜂窝（正在进入的）绑定建立，同时保持与较高层服务的现存会话。蜂窝电话共同体很长时间以来就实现了服务特定的和技术特定的移动协议，当用户从蜂窝移动到蜂窝时，切换话音会话。因为话音服务质量对服务中断是高度敏感的，所以在一个蜂窝环境中的蜂窝到蜂窝切换已经进行了高度优化，公众是注意不到的。Tripathi等（1998）概要总结了与蜂窝移动性相关联的一些切换技术。Pollini（1996）讨论了蜂窝网络中切换设计中的一些趋势，这些趋势可能影响切换性能的优化。

针对IP流量，IETF定义了IPv4（Perkins，2002b）和IPv6（Johnson等，2004）的移动协议。但是，在用来支持IP流量的链路层技术范围、提供IP服务的经济（廉价）设备数量以及运行在IP之上的认证协议和服务方面，IP流量比蜂窝话音要显著地多样化。这种多样性意味着，IETF不能容易地在移动标准中设计接入特定的切换优化技术，如经常在蜂窝话音中见到的软切换（Chen和Mary，2003；Wong和Lim，1997）。结果是，未经优化的移动IP切换要花费数秒时间才能完成，这降低了过程中的服务质量。

IP从支持电子邮件和文件传输的一项服务转变为网络融合的基础层，意味着切换性能上的约束正变得更加严格。切换不能中断实时服务。在移动因特网服务语境中构建优化的切换所需的机制和设计原则，还没有被人们很好地理解，并需要进行较好的分析。就我们所知，现有工作还没有尝试对一次移动事件的系统方面进行建模，也没有意图系统性地分析一次移动事件中所涉及的基本操作。这项工作整体上也缺乏预测一次移动事件性能的能力。现有的一些工作仅以一种特有的方式（特定于一种移动协议）将焦点放在一次移动事件的部分优化方面，而没有提供在所有层或功能模块中解决优化问题的一种完备方法。我们提供这项相关工作的概

述，涉及这些移动功能的每项功能，在第6章中给出所建议技术的详细描述。

本书打算对优化切换的一般理论有所贡献，特别就基于因特网应用的移动性方面有所贡献。这些贡献分为四类：

1）基本性质的识别，这些性质在一次移动事件期间要重新绑定。这些性质的分析提供了描述移动管理和操作（切换所固有的）的一个系统性框架。

2）切换过程的一个模型，使人们在资源约束的条件下可预测一次非优化切换的性能和特定优化方法的性能。这个模型也使人们可研究切换系统的行为性质，如数据依赖和死锁。

3）一系列优化方法，这些方法的试验评估，以及可应用于链路、网络和应用层的优化技术，并通过优化一次切换而保持用户的体验。

4）应用表示优化的模型，以及将结果与试验数据进行比较。

1.1 移动类型

存在几种类型的移动性，如终端移动性、个人移动性、会话移动性和服务移动性。为支持一个基于IP网络的多媒体流量，Schulzrinne和Wedlund（2000a）引入了几种不同类型的移动性。下面简短地回顾每种移动性类型。

1.1.1 终端移动性

终端移动性使一台设备能够在网络之间移动，同时对进入请求继续保持可达的，并在移动期间维持现有会话。在不中断呼叫或会话的条件下，当一台MS（移动站）从一个蜂窝移动到另一个蜂窝时，这种做法使一个已建立的呼叫或会话保持继续。

终端移动性也来源于网络状态中的变化，其中即使在没有任何移动的情况下，一台移动站也可能在两个邻接网络之间切换。这里描述终端移动性类型，这来自于不同的切换类型。切换，也经常被称作转递（handover），是这样一个过程，当一台移动站从一个网络中的一个附接点断开，并重新连接到相同或不同网络的另一个附接点时发生的一个过程。

切换过程可以是硬切换或软切换。采用硬切换，在用户被转换到新的蜂窝基站之前或之时，到以前基站的链路被终止。由此，在一个给定时刻，移动站不会连接到一个以上的基站。当在移动站处从目标基站接收到的信号强度大于当前基站的信号强度时，可能发起切换。当移动站移动进入一个新的蜂窝时，其信号突然地从其当前蜂窝（或基站）切换到新的蜂窝（或基站）。在老式模拟系统中，硬切换时可听到一次咔嗒或一次非常短的蜂鸣。在数字蜂窝系统中，这是注意不到的。但是，在一个基于IP的切换场景中，硬切换贡献4~5s的时延（Dutta等，2005c）。采用软切换（Wong和Lim，1997），在一个有限的时间段期间，MS继续从作为以前蜂

窝和新蜂窝组成部分的基站处接收无线电信号。在多个基站处也接收到MS信号。为确保移动性管理方案的层2无关性需求，则要求一个最大可接受切换时间（MAHT），依据接入类型，这个时间将发生变化。

在一个端到端无线IP环境中，可定义切换规程的4个逻辑等级：

1）层2切换。这使一台MS从一个层2附接点移动到属于相同子网的另一个层2附接点。每个层2附接点可被装备有相同类型或不同类型的无线电接入技术。一个子网可由多个层2无线电接入网络组成。在这个切换期间，移动主机的IP地址保持不变。

2）子网切换。这使一台MS从一个子网内的一个无线电接入网络移动到属于相同管理域的另一个子网内的一个邻接无线电接入网络。移动站的IP地址可能改变或不改变。

3）域切换。这使一台MS从一个管理域内的一个子网移动到一个不同管理域中的另一个子网。域切换可发生在属于相同运营商或不同运营商的两个管理域之间。

4）运营商间切换。这使一台移动站从一个无线服务提供商移动到另一个无线服务提供商。运营商间切换涉及附加的步骤，如与移动站归属网络的认证和授权，并要遵守无线运营商间的各种漫游协议。在多数情形中，运营商间切换不会像子网切换或层2切换那样频繁。

下面定义在一个异构环境中切换的几种不同组合。

我们对异构接入环境［如CDMA（码分多址）和IEEE 802.11］中的所有这三种类型进行了分析、建模和试验。本书将焦点放在终端移动性的系统优化方面。系统优化技术最小化时延和分组丢失（由移动站和网络上资源约束的某些条件下的几个切换组件导致，即电池功率、CPU周期和网络容量上的约束）。

一个接入网络被定义为回程（backhaul）网络，它为一个端到端通信系统中的一个移动站提供第一跳或最后一跳接入。当一台移动站在一个活跃的通信会话期间，从一个接入网络移动到另一个接入网络，并改变它的附接点时，它会遇到服务连续性的中断。在切换期间，当移动站改变其在网络中的附接点时，移动站可能终结于使用新网络的第二个接口，进行通信，或改变它所连接到的子网或域。异构切换是这样一种切换，它要求对指派到一台移动站之资源获取或修改的授权，且授权需要与一个域中一个中心权威的交互通信。在许多情形中，在一次异构切换中的授权规程后跟一个认证规程，后者也要求与一个域中一个中心权威的交互通信。基于切换类型和接入技术，可定义如下异构切换场景。基本上来说，这些场景可分类为（A）子网间场景和（B）子网内场景。

一个子网间切换可由归为A类的如下组合组成：技术间、域间切换；技术间、域内切换；技术内、域间切换；技术内、域内切换。

一个子网内切换可由归为B类的如下类型组合组成：技术内、域内切换；技

术间、域内切换。

1. 子网内切换

当一台移动站在作为同一子网组成部分的两个无线电接入网之间移动，且不改变广播域时，这被称作一次子网内切换。在一次子网内切换期间，如果属于同一子网的这两个接入网采用不同的无线电接入技术（如 CDMA 和 802.11），则移动站也许会遇到一次技术间切换。但是，在一次子网内和技术间切换过程中，如果终端使用作为一个不同接入网络组成的一个接口开始通信，则终端的实际层 3 标识符可能发生改变，原因是与每个接口相关联的 IP 地址将是不同的，即使这些地址属于相同子网，也是不同的。

2. 子网间切换

当一台移动站在属于两个不同子网的两个无线电接入网络之间移动时，就会遇到一次子网间切换。结果，其层 3 标识符（如 IP 地址）就发生改变，由此导致需要一种移动性管理协议，如移动 IP（Perkins，2002b）、移动 IPv6（Johnson 等，2004）、SIP - 移动性（Wedlund 和 Schulzrinne，1999）和 HIP（Moskowitz 和 Nikander，2006），这些协议接管现有应用的连续性。一次子网间切换可被看作正交于子网内切换场景的，并可包括域内、域间、技术间或技术内切换。子网间切换极可能导致分组丢失和抖动（由层 2 和层 3 中切换相关联的时延产生的）。

3. 技术间切换

一台移动站可能装备有多个接口，其中每个接口可支持一种不同的接入技术（802.11 或 CDMA）。为了保留能源，一台移动站在任意时刻可能倾向于仅使用一个接口进行通信。在切换期间，移动站可能移出一种接入技术（如 802.11）的范围（footprint），并进入一种不同技术的范围（如 CDMA）。这也将导致移动站上通信接口的切换。这种类型的技术间切换经常被称作垂直切换，原因是移动站在两个不同蜂窝尺寸之间做出一次移动。基于移动的方向，一次垂直切换可被称作向上或向下垂直切换，即从一个较小蜂窝移动到一个较大蜂窝或相反情况，见 Stemm 和 Katz（1998）的描述。一台移动站从一个 802.11 网络移动到一个蜂窝网络，可被看作一次向上垂直切换。因为每种接入网络可提供一个不同的带宽，所以一次技术间切换可能影响多媒体通信的服务质量。

4. 技术内切换

一次技术内切换定义为这样的事件，此时一台移动站在相同类型接入技术的两个范例之间移动，如在 802.11 [a, b, n] 和 802.11 [a, b, n] 之间或在 CDMA1XRTT 和 CDMA1EVDO 之间移动。在这个场景中，一台移动站可装备有单个接口（带有相同技术的多个物理类型）或带有多个接口。一次技术内切换可能涉及子网内或子网间移动，由此可能需要改变它的层 3 标识符，这取决于移动的类型。一次技术内切换可能涉及具有不同接入特点的网络，由此非常可能属于异构切换类。但是，在两个 802.11b 网络之间的一次切换，如果这些网络属于相同子网或域，则不必称之为

一次异构切换。

5. 域间切换

可以几种方式定义一个域。出于漫游的目的，将一个域定义为一个管理域，该域由单个管理实体管理的各网络组成，这个实体可为访问那些网络而认证和授权一台移动站。一个管理实体可以是一个服务提供商、一家企业或任何组织机构。当一台移动站在两个管理域之间移动时，因为这两个不同的域排他性地有两个不同子网，所以移动站也会遇到子网间切换。由此，一次域间切换将默认地遇到子网间切换，另外它也会遇到技术间切换或技术内切换。除了一个认证过程外，域间切换将遇到一次子网间切换经历的所有过渡（transition）步骤。在由常规子网间切换导致的时延之上，这些额外步骤贡献附加的时延。

6. 域内切换

当一台移动站的移动被限制在一个行政管理域内时，称之为域内移动。一次域内移动也可能涉及子网内、子网间、技术内和技术间切换。

1.1.2　个人移动性

个人移动性的概念最初是作为全球个人电信（UPT）的组成部分被引入的，见 Zaid（1994）的描述。个人移动性消除了终端和用户之间的固定关联关系，由此在移动网络中在终端移动性上面和之上支持额外的移动自由度（additional degree of mobility）。

图1.1形象地给出了个人移动性和终端移动性之间的一些本质性差异，其中给出路径识别、终端识别和用户识别之间的关系[⊖]。

对于多媒体通信，个人移动性是移动性的一种形式，采用这种形式，使用相同逻辑地址或资源标识符（Schulzrinne 等，1996）可在不同终端上到达一名用户，不管移动站的附接点为何和当移动站附接到一个网络时它得到的标识符为何，均可到达该用户。当移动站改变它的附接点时，它在新网络中获取一个新的标识符，并通过注册到一个中心权威（在家乡网络或在拜访网络中）的方式而更新这个标识符。中心权威经常是一个 SIP（会话初始协议）注册处（registrar）（Rosenberg 等，2002），由之维护新终端标识符和统一资源标识符（URI）（指派到移动用户，对每个移动站是唯一的）之间的一种绑定关系。一个 URI 典型地是一个 SIP URI，并具有形式 sip：alice@ xyz. edu，见 IETF RFC 2396（Berners - Lee 等，1998）的定义。个人移动性可涉及1到 n 映射（其中一个地址可被关联到多个潜在的终端）和 m 到1映射（其中多个地址映射到一台设备）。由此，通过在终端标识符和资源标识符之间进行映射，就可能将数据定向到一个或多个接口，其中接口可以是相同设备或多个设备的组成部分。

⊖　这些术语是在附录B中定义的。——原书注

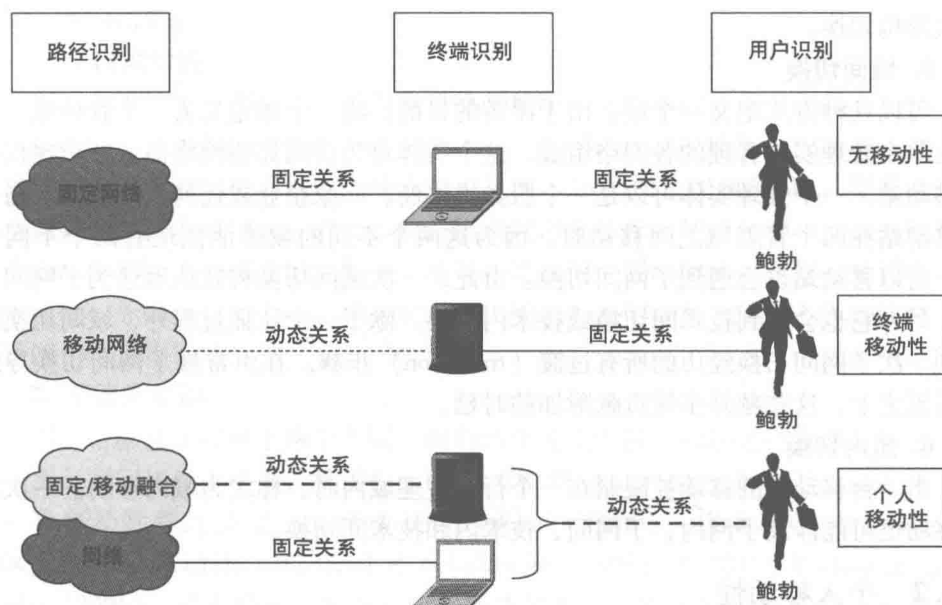


图 1.1　个人移动性和终端移动性

1.1.3　会话移动性

当用户从一台设备移动到另一台设备时，使用会话移动性后，继续一个现有的多媒体会话或作为一个会话的组成部分。例如，作为一个多媒体会话（在一个蜂窝电话上包括话音和视频）组成的一名用户，可将视频传递到另一台设备（如一台 TV），由此将现有多媒体会话分离到两台设备上。类似地，一个现有音频会话可从一台蜂窝电话传递到一个台式电话。MEGACO（Cuervo 等，2000）、第三方呼叫控制（Rosenberg 等，2004）和 REFER（Sparks，2003）机制是可被用来实现会话移动性的一些方法。最近，3GPP（第三代伙伴项目）已经遵循称作话音呼叫连续性（VCC）（第三代伙伴项目 2 和电信工业联盟 2007）的一种方法，使一名用户可在一个 IP 网络和一个蜂窝网络之间移动。Shacham 等（2008）和 Shacham 等（2007）讨论了会话移动性的技术细节，并描述多媒体会话如何可在不同终端之间转移。

1.1.4　服务移动性

即使当一名用户改变设备和网络服务提供商时，服务移动性也使该用户可维持他们对服务的访问。在一个 VoIP（IP 上的话音，IP 电话）环境中，用户希望维持的典型服务，包括快速拨号列表、地址簿、呼叫日志、媒体偏好、伙伴列表和呼叫处理指令。但是，为能够独立于服务提供商而得到相同服务，移动设备经常要求具有跨提供商关系的能力。

1.2 性能需求

为了针对交互式 VoIP 和流化流量提供期望的服务质量（QoS），需要将端到端时延、网络抖动和分组丢失限制到一个可接受的水平。基于应用类型及其特点（如时延和丢失容忍度），性能需求将发生变化。各标准组织为这些度量指标定义了限制条件。例如，3GPP TS23.107（Greis，2001）定义了四个应用类，即交谈（conversational）、流化、交互式和背景（如文件传输或电子邮件）类，每类都带有不同的端到端时延和 QoS 需求集合。基于应用类型（如交互式、流化或数据），这些数值可能发生变化。例如，对于单向时延，ITU - T G.114（Time，2000）建议150ms 作为 VoIP 应用的上界，并认为 400ms 为一般不可接受的一个时延值。类似地，流化类有一个可容忍的分组（SDU）错误率（范围从 0.1 到 0.00001）和小于300ms 的一个传输时延限制。

一般而言，切换过程对分组丢失和网络抖动会有所贡献，并负面地影响数据流量的整体吞吐量，这是由于到网络的附接点改变导致的数据中断和重传产生的。一个移动事件对影响性能的两种时延有所贡献，即切换时延和分组的单向时延。切换时延被定义为，当在老的附接点接收最后一条分组和在新的附接点接收到第一条报文之间的时间。端到端时延（或单向时延）由几个分量组成，即传输时延、传播时延、网络时延、操作系统时延、编解码时延和应用时延。Wenyu 和 Schulzrinne 做了这些时延的一个完备分析（Jiang 和 Schulzrinne，2000）。切换对端到端时延的网络时延分量有所贡献。

在一个移动站的切换过程中，在传输中的路过流量不能到达移动站。传输中的分组被定义为在一个移动站从一个网络附接点移动到另一个附接点期间，处在中转中的分组。网络抖动对在接收方处连续分组的分组间到达时间中的时间变化有所贡献。这是由连续分组的单向传输时延中的变化导致的。这些传输中的分组可能丢失或被缓冲。如果在传输中的分组丢失，这对切换前的最后一条分组和切换之后的第一条分组之间的分组间到达时延有所贡献。如果分组被缓冲，则分组丢失就最小化了，但对于切换中的分组，当在切换之后被清空时，就存在附加的抖动。切换期间的缓冲避免分组丢失，但代价是附加的单向时延。基于应用类型，人们期望在单向时延和分组丢失之间进行一次折中。对于实时通信，如果在某个时延阈值之后接收到一条分组，则该分组也被认为是丢失了。

我们采用试验验证了，在没有采用任何优化技术的情况下，一台移动站可能经历 4 ~ 17s 之间的一个切换时延（Dutta 等，2005c），导致暂时性的服务中断和分组丢失。取决于所用的移动协议类型、切换类型［如垂直（即不同网络类型之间的切换）或水平（即相同类型网络之间的切换）型］和接入网络的类型（即 802.11 或 CDMA），这个值会有所不同。因此，完成如下工作就是人们所期望的，即实施

离散事件（构成切换过程）的形式分析，建立可预测切换性能的一个系统模型，为这些操作开发相关的优化技术，分析切换期间系统的动态行为（包括资源利用情况）。

虽然为不同层定义了几种移动协议，但就我们所知，还没有可研究与移动事件相关联的基本操作和各种系统优化技术的形式分析或系统模型。

1.3 写作动机

下面是在本书中所涵盖的关键移动问题：

1）由于存在与切换事件相关联的离散事件序列，所以现有移动协议影响实时通信的性能。

2）现有移动优化机制是紧耦合于相应移动管理协议的，不提供广义的优化方法。例如，不可能将为移动 IPv4（Perkins，2002b）或移动 IPv6（Johnson 等，2004）设计的移动优化机制应用到 MOBIKE（Eronen，2006）。由此，人们期望的是以特定设计准则开发一个形式化方法集，以便有助于形成系统优化技术，这些技术可应用到任意移动管理协议和访问技术。

3）可用的移动管理技术不提供任何系统性的框架，该框架可形式化一次移动事件中涉及的不同状态和转换过程。由此，要研究一次切换事件的行为，以及评估任意移动协议的性能或设计任何改进，就变得困难起来。

① 就我们所知，还没有一种系统性的移动系统模型，它可分析一次切换事件的行为特点（如死锁），并帮助为蜂窝或基于 IP 的移动管理协议形成系统优化技术。

② 现有工作没有提供一种广义的移动优化框架，该框架可支持管理域间的水平切换和垂直切换[㊀]。

③ 就一种特定移动优化技术如何影响网络中的其他系统资源，还没有任何形式化的分析。

本书解决上述问题。我们详细分析与一个移动事件相关联的基本操作。我们开发了移动性的一个形式化系统模型，方法是将与一次切换相关联的基本操作表示为一系列离散事件。我们以一个离散事件动态系统（DEDS）模型形式化表示相关联的状态和转换。之后使用离散事件转换 Petri 网（DTTP）分析这个面向 DEDS 的移动型模型。基于与一个移动事件相关联的性质分析，为切换事件相关联的基本操作提出几项系统优化技术。使用几个网络层和应用层移动协议，采用模型、试验和数值分析展示说明这些技术。之后将这些优化技术应用到一个时间 Petri 网模型，并将结果与试验结果进行比较。在系统资源利用率和使用这些优化技术得到的切换性

㊀“管理域”在附录 B 中定义。——原书注

能度量指标之间做了一项折中平衡分析。最后，也使用这个模型，在系统状况和网络资源约束下，研究切换的行为性质，如死锁和数据依赖。

1.4 主要贡献小结

在表1.1中汇总了第2~12章主要贡献的亮点。对于每一章，采用试验结果，总结了解决的技术问题、建议机制的细节和关键优势。

表1.1 主要贡献小结

序号	章节标题	主要贡献小结
2	用于多媒体的移动协议分析	几代移动协议（如1G、2G、3G和4G）的深入分析和比较，外推一个移动事件的通用抽象功能
3	移动事件的系统分析	形成一种新的综合方法，得到切换功能的一个基本分类及其关系。这个分类为在每层中描述和表征优化提供一个基础。基于这个切换分类，针对应用层和网络层移动协议，进行切换时延的试验分析
4	对移动性建模	1）基于移动分类，切换组件的数据依赖分析和资源分析 2）基于数据依赖和资源依赖，使用确定性的时间转换 Petri 网，设计切换过程的第一个移动系统模型 3）形成基于 Petri 网的机制，预测一个切换系统的系统性能和行为 4）基于资源建模，探索并行性机会的新机制
5	层2优化	1）本章介绍降低 MAC 层切换时延的一种新的切换规程，在多数情形中达到 VoIP 通信变得无缝的程度。使用一种选择性扫描算法和一种缓存机制，这种新的切换规程缩短发现阶段 2）使用选择性扫描机制，就可能将整体切换延迟降低到平均为129ms 的一个值，通过使用缓存机制，就可能将切换延迟降低到3ms
6	移动优化技术	提出提前式的、反应式的和跨层机制，优化在第3章中确定的几个切换组件
	发现（6.3节）	应用层发现机制，以一种接入无关的方式，发现目标网络的网元。通过提前发现这些单元，并在移动站中缓存其中的一些单元，就将网络发现延迟降低到4ms
	认证（6.4节）	网络层辅助的层2预认证机制，通过在移动站切换之前派生预共享密钥，在邻接网络中启动层2认证过程。对于子网间和域间切换，这种机制将认证时延降低到16ms
	层3配置（6.5节）	1）提前 IP 地址获取方案，通过在层2切换之前在一条安全隧道上从目标网络得到 IP 地址，降低信令交换（时延） 2）反应式的路由器辅助的重复地址检测机制，其中路由器在周期的间隔上组播 ARP 缓存，从而使移动站避免针对重复地址检测的 ARP 检查

（续）

序号	章节标题	主要贡献小结
6	层3安全关联（6.6节）	1）锚点代理辅助的层3机制，通过隐藏移动站网络层标识符地址的改变而维持层3安全语境，并通过避免重新产生密钥（rekeying）过程而降低时延 2）基于预注册的机制，通过在切换前产生安全密钥，建立安全语境。完全消除了由于层3安全关联的切换时延
	绑定更新（6.7节）	1）反应式的层次绑定更新机制，使用地址的一个两级层次结构和一个锚点代理，限制在一个域内移动站移动期间的全局信令更新。对于一个10个子网/域场景，这种机制在全局信令开销方面降低大约70% 2）在一条安全隧道上的提前式绑定更新机制，在移动站和目标网络之间维持一条提前式隧道的代价下，完全消除了绑定更新时延
	媒体重路由和媒体缓冲（6.8节和6.9节）	1）反应式转发机制，使用以前网络中的一个应用层移动代理，重定向来自以前网络在传输中的数据 2）移动站控制的缓冲机制，在提前式切换期间，基于切换时长，动态地控制缓冲时段 3）提前式组播机制，将传输中的数据组播到邻接网络，并降低切换期间的传输中分组的丢失
	路由优化（6.10节）	1）分组截获器辅助机制，在端主机处修改分组的源和目的地址，维持通信主机之间的一条直接路径。对于大型分组，这种机制将传输时延降低50% 2）代理辅助的分组截获器，在一个IMS（IP多媒体子系统）环境中消除了长的路由时延，并将信令相关的时延降低60% 3）基于绑定缓存的机制，针对一个局部化移动协议（如ProxyMIPv6），通过将媒体流量局部化，最小化端到端媒体传输时延达5倍
	媒体无关的跨层触发器（6.11节）	基于抽象原语的第一个跨层触发器集合，可跨层传递信息，并独立于接入机制（如CDMA或802.11）而加快切换相关的操作。这些建议的跨层触发器在IEEE 802.21中进行了标准化
7	对多层移动协议的优化	多层移动管理方案，使用来自数据链路层和应用层的跨层触发器，优化几项切换操作，即地址配置、层3绑定和媒体传递。通过降低绑定更新传递时间，在一个高移动性场景中，这项建议的机制将数据吞吐量增加50%
8	对同时移动的优化	1）同时移动的一个分析框架建议，可基于切换间时间和绑定更新延迟，预测同时移动的概率 2）依据基于定时器重传、转发、重定向机制和同时绑定，概述网络层和应用层移动协议同时移动问题的解决方案

（续）

序号	章节标题	主要贡献小结
9	对组播流化的切换优化	1）基于层次结构范围的组播流化架构和实现，提供局部和全局节目管理，以及使用实时流量的控制信息（如 RTCP）实现局部化的广告插入 2）使用应用层触发的反应式和提前式快速切换机制，将子网切换期间的加入延迟降低 10 倍
10	协作漫游	1）一种新颖的方法，即协作漫游，其中移动节点可相互协作，并共享有关网络（它们在其中移动的）的有用信息 2）不考虑所使用的认证机制，且对基础设施或协议不做任何改变的条件下，可做到无缝的 L2 和 L3 切换
11	系统评估	1）对来自几个移动系统（针对所开发的几个切换组件，使用优化技术构造的系统）的试验结果进行验证，并将这些结果与来自相应 Petri 网模型的结果进行确认 2）研究死锁的行为分析和并发性对切换操作的影响
12	结论	基于从移动分类和系统优化机制得到的结果，推演得到设计一种移动协议的最佳当前实践

第2章　用于多媒体的移动协议分析

移动管理由两个组件组成：位置管理和切换管理。位置管理使网络能够发现移动用户的当前附接点，从而当一个新的多媒体呼叫到达时可建立一条新的连接。切换管理，经常称作终端移动性，当移动节点从一个附接点移动到网络中的另一个附接点时，使网络能够维持用户的连接绑定。在本书中将焦点放在切换管理上。

2.1　主要贡献和标志性结果概述

在过去30年间，在没有任何系统性设计方法的情况下，演进产生了几代移动协议，这些协议使用特定的机制，优化切换性能。在没有切换组件和优化机制的任何系统性分析情况下，要预测这些移动协议的系统性能或为下一代网络设计任何移动协议，是困难的。

下面分析每种可用移动协议（如1G、2G、3G、4G和几种基于IP的移动协议）的系统架构，描述相应的切换机制，之后就其共同的移动功能方面，比较切换机制。例如，对于每种蜂窝和基于IP的移动协议，外推得到发现、配置、认证和媒体路由功能是如何实施的，之后将这些移动协议的相应网络参数映射到每项常见的移动功能。

从现有蜂窝和基于IP的移动协议外推得到这些常见的移动功能在以前是没人做的。抽象原语的一项比较性分析和外推工作，可确定切换功能，在以给定资源参数设计一种新的移动协议时，需要这些切换功能，并为这些功能设计优化机制。

2.2　引言

当一台移动站经过一个切换过程时，它会遇到连接中断，这是因为在协议栈的几个层中其关联的重新绑定导致的。由于在每个这样的层中实施重新绑定所导致的时延影响客户端内正在进行的多媒体应用和数据流量。几项基本操作被关联到跨这些层的绑定过程的重新建立过程。这些操作可受到几个要素的影响，如接入特点（如带宽或信道特点）、接入机制［如CDMA、CSMA/CA（载波侦听多路访问/冲突避免）或TDMA（时分多址）］、标识符的重新配置、重新认证、重新授权以及在所有层中安全关联的重新绑定。

移动协议在过去30年间进行了发展演化。基于接入特点和带宽，这些协议被分类为5个主要类别：1G蜂窝、2G蜂窝、3G蜂窝、4G和基于IP的移动性。缩略

语列表中定义了1G、2G、3G和4G。这些移动协议展示出其切换操作期间的一项类似功能。当在本章后面描述这些协议时，将突出这些相似性。图2.1给出了各代移动标准接入技术的演化情况。表2.1给出了这些协议接入特点、频率和数据速率的细节。在本节，简短地讨论在1G、2G、3G和4G接入网络（包括基于IP的移动协议）等中是如何实施移动操作的。在第3章中分析相关联的抽象功能。

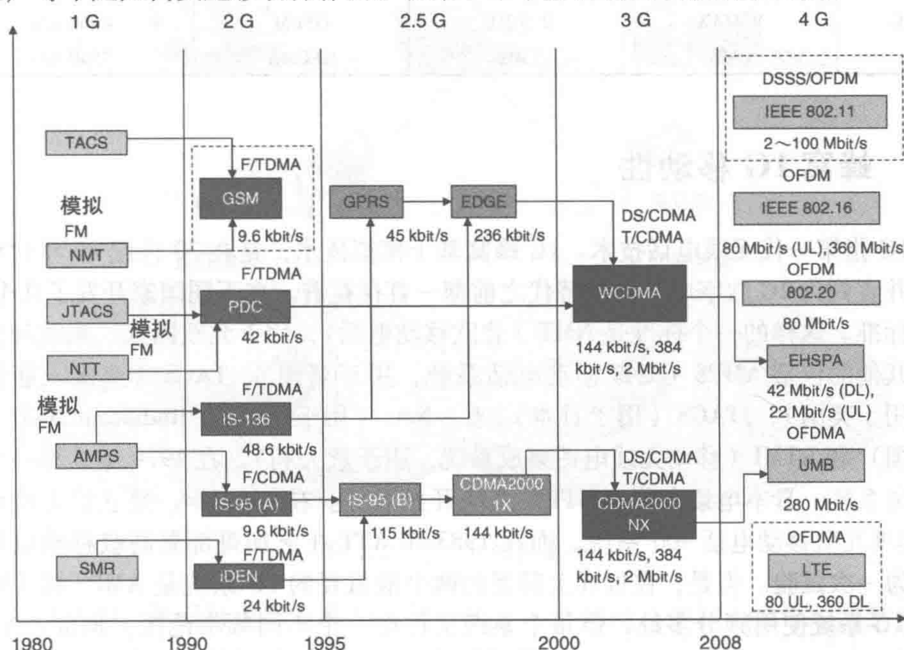


图 2.1 无线接入技术的演化

表 2.1 蜂窝协议的接入特点

代次	系统	信道间隔	接入类型	上行链路数据速率
1G	AMPS	30kHz	FDMA	N/A
	TACS	25kHz	FDMA	N/A
	NMT	25kHz	FDMA	N/A
	NTT	25kHz	FDMA	N/A
2G	GSM	200kHz	TDMA	9.6kbit/s
	PDC	30kHz	TDMA	42kbit/s
	IS－136	30kHz	F/TDMA	48kbit/s
	IS－95（A）	1.25MHz	F/CDMA	14.4kbit/s
	iDEN	25kHz	F/TDMA	24kbit/s
2.5G	GPRS	200kHz	TDMA	45kbit/s
	EDGE	200kHz	TDMA	236kbit/s
	IS－95（B）	1.25MHz	F/CDMA	115kbit/s
	CDMA2000 1X	1.25MHz	CDMA	144kbit/s

（续）

代次	系统	信道间隔	接入类型	上行链路数据速率
3G	UMTS/WCDMA	5MHz	CDMA/TDMA	2Mbit/s
	CDMA2000 1xEV－DO	1.25MHz	CDMA	2Mbit/s
4G	LTE	20MHz	OFDMA	50Mbit/s
	WiMAX	2.5GHz	OFDM	40Mbit/s
	UMB	5MHz	OFDMA	75Mbit/s

2.3 蜂窝1G移动性

1G指第一代无线电话技术。1G蜂窝基于模拟技术，是在20世纪80年代引入的，并直到为2G数字电信系统替代之前都一直存在着。在不同国家开发了几个2G蜂窝标准。这样的一个标准是NMT（北欧移动电话），用于北欧国家、东欧和俄罗斯。其他的包括AMPS（高级移动电话系统，用于美国）、TACS（全接入通信系统，用于英国）、JTACS（用于日本）、C－Netz（用于德国）、Radiocom 2000（用于法国）和RTMI（移动无线电话集成系统，用于意大利）。在1979年，第一个模拟蜂窝系统，日本电话电报（NTT）系统开始服务。在1981年，爱立信无线系统AB部署北欧移动电话900系统，而在1983年ATT在芝加哥部署高级移动电话服务作为一次试验。但是，在世界上部署的两个最重要的1G系统是AMPS和TACS。所有1G系统使用频分多址，但每个系统工作在一个不同频率范围。例如，AMPS工作在800MHz频带，而TACS和NMT450分别工作在900MHz和450MHz频带。现在简短地介绍1G架构，并描述在一个1G网络中如何实施切换。

2.3.1 系统架构

图2.2给出了一个1G系统的简单系统架构。系统的主要组件有移动主机（MH）、基站（BS）、基站控制器（BSC）和移动交换中心［MSC，在AMPS中经常称作移动电话交换局（MTSO）］。基站被看作在一个特定无线电蜂窝中移动主机的附接点（PoA）。MSC就像网络中的一个移动锚点代理一样工作。在缩略语列表和附录B中给出了这些术语的定义。

一台移动站被指派等价于其家乡地址的一个移动站标识符号（MIN）。这包括识别家乡地址区域的一个区域码、一个三数字交换号和一个四数字用户识别号。每台移动站也有一个由制造商永久指派的电子序列号（ESN）。这等价于一个设备标识符，并有助于保障移动站的安全。话音流量是使用一个流量信道传输的，而网络组件间的信令是由控制信道完成的，使用控制信道发起呼叫并用于切换相关的操作。有两种控制信道：前向控制信道和反向控制信道。对于AMPS，前向信道被称作前向控制信道（FOCC），而另一个信道是反向控制信道（RECC）。FOCC是由基

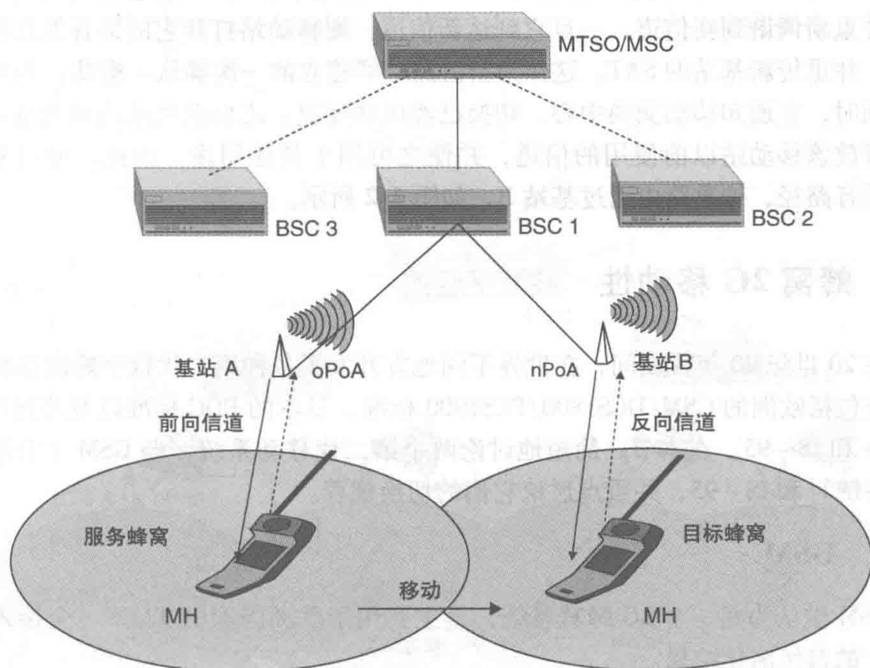


图 2.2 第一代蜂窝架构

站连续发送的，从而可由所有移动站接收到。一台移动站使用 FOCC 与网络关联，并实施一次切换。移动站使用 RECC 注册到网络。

网络和基站都被提供有识别码。例如，在美国，系统标识符（SID）是由 FCC 为每个地理区域指派的，同时指派的还有载波频率。移动主机使用系统标识符确保它在正确的网络上。为提供一个全集成的网络，各 MSC 被连接在一起。典型情况下，基站控制器控制少量基站，并由有线地面线路或经常由一条短距离微波链路连接在一起。

2.3.2 切换规程

第一代蜂窝网络遵循网络发起的切换。在呼叫期间，基站网络实体测量在服务蜂窝从一台移动设备接收到的信号强度，并将之传递给 MSC。当信噪比开始降低到某个阈值之下时，请求附近的蜂窝实施信号强度测量。BS 中的扫描接收器测量在邻接蜂窝中各 MS 的信号强度，并将之报告给 MSC。如果接收到的信号优于另一个基站，且如果 MSC 判定一次切换是必要的，则它指令邻接 BS 为该移动站分配一个信道。之后建立第二条话音路径，并被桥接到现有的路径，以便准备切换。一旦准备就绪，则系统或网络产生一条切换指令，并在 FOCC 上发送该指令。这条切换指令携带的信息包括要使用的新信道，还有 SAT（监督音频音，Supervisory Audio

Tone)。移动站接收该信息，并发送50ms 的 ST（信令音）。之后它关闭反向信道传输，并重新调谐到新信道。一旦它到达新信道，则移动站打开它的话音发送器信道传输，并重传新基站的 SAT。这作为新链路已经建立的一次确认。据此，当新基站接收到时，它通知移动交换中心，切换已经成功完成。之后新基站通知老基站，它应该释放该移动站以前使用的信道，并使之可用于其他用途。由此，通过基站 A 的原话音路径，被重路由通过基站 B，如图 2.2 所示。

2.4 蜂窝 2G 移动性

在 20 世纪 90 年代期间，在世界不同地方开发了各种第二代数字蜂窝系统。这些系统包括欧洲的 GSM/DCS1800/PCS1900 标准、日本的 PDC 标准以及美国的IS-54/136 和 IS-95。在本节，简短地讨论两个第二代移动系统，即 GSM（全球移动通信系统）和 IS-95，并重点讨论它们的切换规程。

2.4.1 GSM

GSM 被认为是一个 2G 蜂窝系统，是主要用于欧洲国家的 TACS（全接入通信系统）的自然演化结果。

1. 系统架构

图 2.3 给出了 GSM 的一个广义架构。该系统的主要单元有接收发送基站(BTS)、基站控制器、移动交换中心以及注册和认证组件。BTS 和 BSC 形成系统的无线电接入网络（RAN）部分。注册功能是由归属位置寄存器（HLR）和拜访位置寄存器（VLR）提供的。通过检查移动站的国际移动设备身份（IMEI），设备身份寄存器（EIR）检查一个移动站的有效性。为认证移动站，归属位置寄存器联系认证中心（AuC）。在附录 B 中定义这些术语。

一个移动节点可被关联几种类型的标识符，每种标识符都有其自己的功能。SIM（用户身份模块）是一个小型内存卡，提供有关用户的信息。IMEI 是一个 15 位数字号，用来识别设备，并由 EIR 使用，来确定移动节点是否被正确地认证。IMSI 就像移动节点的家乡地址。它使运营商能够将电话号码与用户联系起来。TMSI（临时移动用户身份）就像移动节点的一个转交地址，是当移动节点访问一个网络时指派的。无论何时移动节点改变它的网络时，TMSI 就发生变化。为向移动节点提供正确的认证，在 SIM 卡上存储一个认证密钥，该密钥被用来计算一个加密密钥（Kc）。在一个加密算法中使用该加密密钥，目的是防止对移动消息的非授权侦听。

存在各种控制信道，用来提供所需的功能，使移动节点和 BTS 能够通信、建立和管理呼叫。这些信道可被分成组，即用于初始同步的三个广播信道、用于发起呼叫的三个通用控制信道和管理呼叫的三个专用控制信道。BCCH（广播控制信

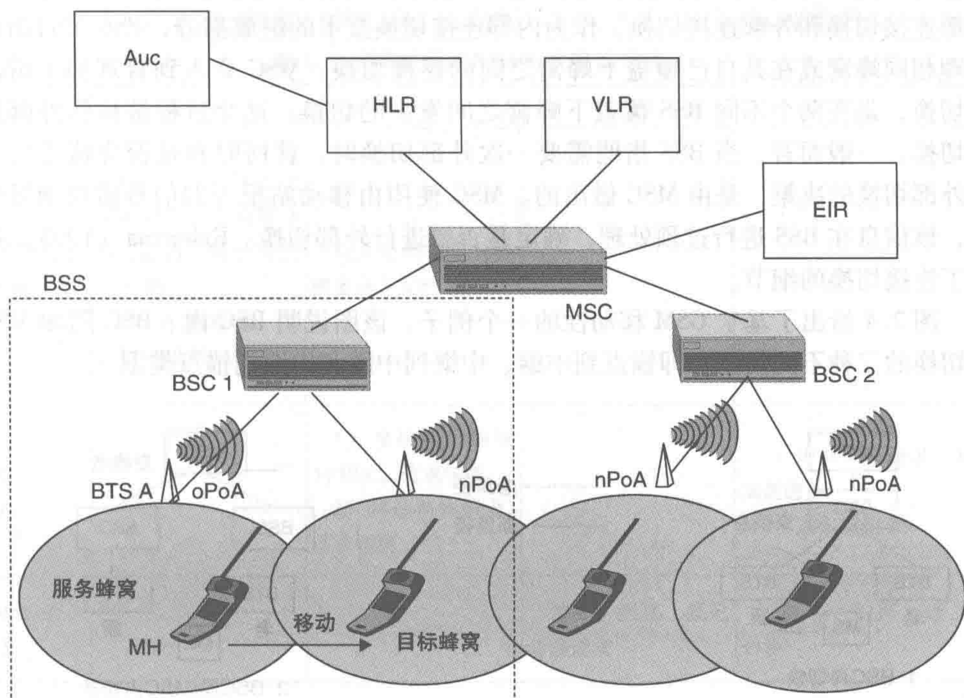


图 2.3　基于 GSM 的移动性

道)、同步信道（SCH）、慢关联控制信道（SACCH）和快关联控制信道（FACCH）主要用于切换管理。SCH 提供 BTS 识别，并使移动节点与 BTS 关联。BTS 连续地在下行链路信道上广播 BCCH，BCCH 包含的信息包括基站 id 和频率分配。当存在一个到达呼叫时，寻呼信道被用来定位移动节点。下行链路 SACCH 提供邻接蜂窝的信标频率，而上行链路 SACCH 包括一个测量报告，给出从邻接蜂窝信标发送接收到的信号强度测量数据。

下面讨论与 GSM 相关联的切换规程。

2. 切换规程

不像 1G 蜂窝系统中的切换那样，GSM 中的切换可以是网络发起的和移动站辅助的，或移动站发起的和网络控制的。网络发起的切换是由网络触发的，基于无线电子系统准则［如 RF（射频）信噪比和与基站的距离］和网络引导准则（如每蜂窝的当前流量负载）。为支持基于信噪比准则的一次切换，MS 考虑来自邻接蜂窝的无线电测量，并在周期性基础上将这些测量数据报告给服务蜂窝。当网络确定需要一次切换时，接下来的就是合适的切换规程。

GSM 中的连接可以是在如下情况切换的，即相同蜂窝中的无线电信道之间、在同一基站子系统（BSS）覆盖下不同蜂窝中的信道之间，或不同 BSS 的覆盖之下

或甚至不同 MSC 下的蜂窝之间。基于移动的类型，切换可被分类为两个类型，即内部连接切换和外部连接切换。作为内部连接切换技术的组成部分，BSS 可自治地处理相同蜂窝或在其自己覆盖下蜂窝之间的连接切换。MSC 介入到管理如下情况的切换，是在两个不同 BSS 覆盖下蜂窝之间发生的切换。这个过程被称作外部连接切换。一般而言，当 BSS 指明需要一次外部切换时，就何时和是否应该发生一次外部切换的决策，是由 MSC 做出的。MSC 使用由移动站报告的信号质量测量信息，该信息在 BSS 进行过预处理，确定是否要进行外部切换。Rahnema（1993）讨论了连接切换的细节。

图 2.4 给出了基于 GSM 移动性的一个例子。该图说明 BSC 内、BSC 间和 MSC 间切换的三种不同类型，即锚点到中继、中继到中继和中继到锚点类型。

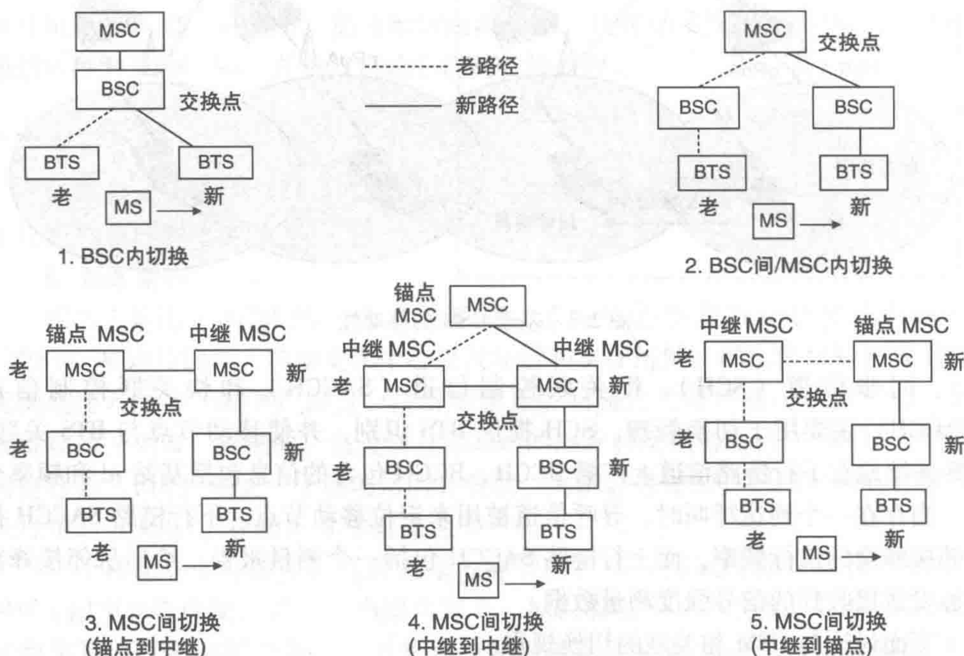


图 2.4　GSM 切换类型

在一个呼叫期间，MSC 作为一个锚点代理。在一次外部切换期间，处理一个呼叫的原 MSC，当移动站被切换到目标 MSC 或甚至到一个后续的 MSC 时，保持对呼叫的控制。当 BSS 实施一次内部连接切换时，它将过程何时完成的信息通知 MSC。移动站或 BSS 采用 FACH（前向接入信道）指明需要一次即将开始（impending）的连接切换。BSS 通常监测所接收无线电信号的质量，并将结果发送给 MSC，MSC 保存属于其 BSS 的无线电信道的一个比较全的全局视图。MSC 也可发起一次连接切换，尝试平衡掉网络中的流量负载。

表2.2 给出了不同的移动相关任务（如无线电信道测量、请求一次切换和确认一次切换）是如何由网元（MS、BS 和 MSC）以一种分布式方式接管的。

表 2.2 GSM 网络的分布式移动功能

任务	MS	老基站	新基站	MSC
无线电信道测量	1）在当前信道和邻接信道上实施周期性的测量。将结果发送到 BS 2）开始测量。发送结果到 BS	检测后向信道。将测量命令发给 MS		
发出切换请求		1）发送测量结果到 MSC。请求切换 2）评估切换请求。请求切换		1）评估切换请求。通知新的 BS 2）通知新的 BS
确认/否认切换			接受、阻塞、延迟切换请求	允许、丢弃、延迟切换

2.4.2 IS-95

中间（interim）标准号 95（IS-95）是由 Qualcomm 开发的，并在 1997 年重新命名（rebrand）为 CDMAOne。IS-95 基于一个扩频技术平台，使多名用户能够在同一时间占用相同无线电频道或频谱。IS-95 有两个不同版本，即 IS-95A 和 IS-95B。IS-95B 提供附加的类似 ISDN 的数据速率。

1. 系统架构

图 2.5 给出了 IS-95 系统的系统架构。这是基于 TR-45（电信业界联盟 2013）参考模型的。这个架构的主要组件有移动站、基站、移动交换中心、归属位置寄存器、拜访位置寄存器、认证中心和设备身份寄存器。基站由一个基站接收转发系统和基站控制器组成。除了交换功能外，MSC 在切换期间作为锚点代理，并帮助引导话音流量。就其功能而言，切换相关的 MSC 可被分类为锚点 MSC、边界 MSC、候选 MSC、源发 MSC、目标 MSC、服务 MSC 和串联 MSC。一个锚点 MSC 是在一次呼叫中赋予无线电联系的第一个 MSC，一个候选 MSC 可能接受一次呼叫或一次切换，一个服务 MSC 当前为一次呼叫提供服务，一个串联 MSC 为在其中发生一次切换的一次呼叫提供中继连接，而一个目标 MSC 是为一次切换选中的 MSC。

CDMAOne 中的信道可被分为一条前向链路信道和一条反向链路信道。对于前向链路信道，存在源发于基站的四种编码信道：引导、同步、寻呼和流量。对于反

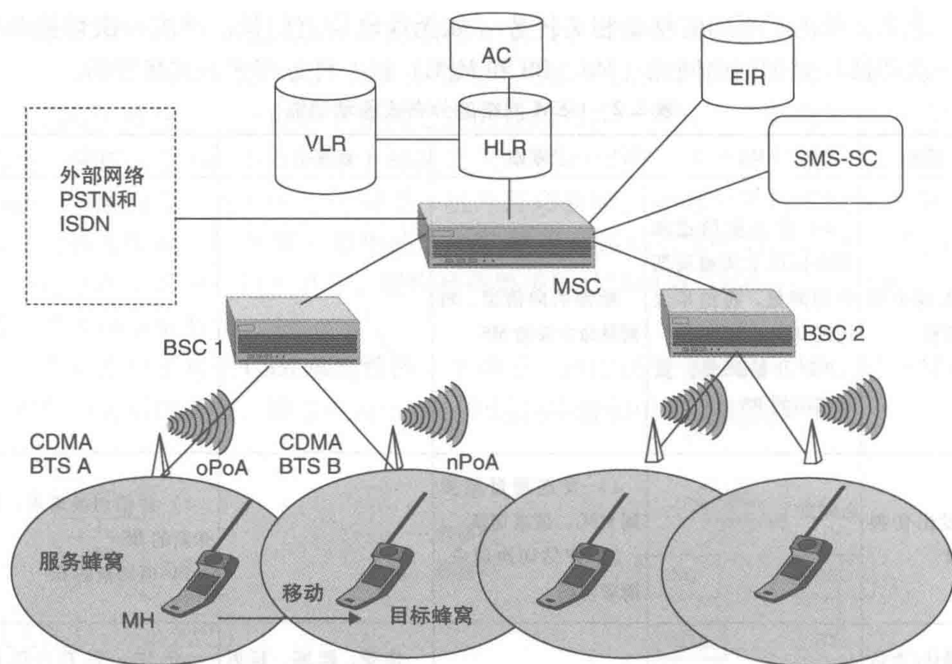


图 2.5 基于 IS－95 的架构

向链路信道，存在源发于 MS 的两种编码信道：接入和流量。引导、同步、寻呼和接入信道携带必要的控制数据，而流量信道携带数字话音。引导信道（PC）为 MS 提供一个信标、一个定时和相位参考及用于功率控制的信号强度。引导信道是由一个基站的每个扇区连续地传输的。基于引导信号信噪比的测量，一台移动站使用引导信道识别一个蜂窝，并可识别一个蜂窝内的最强信号扇区。对于发起一次切换操作，这个信道是有用的。同步信道（SC）为 MS 提供关键性的时间同步数据。在 SC 上的消息包含 MS 将其定时与引导信道校准的必要信息。一台移动站使用同步信道发现网络及其参数。寻呼信道包含带有 MS 访问和寻呼所需参数的消息。各消息传递系统参数、接入参数和邻居列表。当没有呼叫在进行时，这个信道被用来与 MS 通信。寻呼信道可被用来定位一台移动站。

对于反向链路，存在两个基本信道，即接入信道和反向流量信道。当流量信道还没建立时，一台移动站使用接入信道与基站通信，而反向流量信道将数据和控制信令发送到基站。

2. 切换规程

CDMAOne 支持三种主要类型的切换：软切换、较软的切换和硬切换。

1）软切换涉及一次蜂窝间切换，是一条中断前连接（make－before－break）。移动站和网络之间的连接是在切换过程期间由几个基站维护的。仅当老基站和新基站都工作在相同 CDMA 频率信道上时，才发生一次软切换。移动站同时与这些 BS

通信，直到仅需要一台 BS 变得清晰的情况下才停止同时通信。

2）较软的切换是发生在一个基站的各扇区之间的一种蜂窝内切换，是中断前连接的类型。它仅发生在服务基站处。

3）从功能角度看，硬切换是一种连接前中断的切换类型。在一次硬切换期间，不维持无线电链路的连续性。当使用不同无线电信道，一台移动站在两台 BS 之间切换时，发生硬切换。另外，当一台移动站支持从一个 CDMA 呼叫切换到一个模拟呼叫时，通常使用这个术语。在如下区域实现硬切换，其中一台移动站遇到从一个 CDMA 网络切换到一个非 CDMA 网络的情况，原因是在那个区域不存在 CDMA 服务。

当移动单元检测到一个引导信号，它显著地比指派给它的任何前向流量信道都强时，开始切换过程，它开始发现它能够连接到的一个新候选附接点。当移动单元检测到一个较强的引导信号时，通常发生如下序列。移动单元向基站发送一条引导强度测量消息，并指令基站发起一个切换过程。之后网络将一条切换引导消息发送到移动单元，引导它实施切换。在执行切换引导消息时，移动单元在新的反向流量信道上发送切换完成消息。

基本上而言，有两种信令协议处理 IS - 95 中移动相关的信令：ANSI - 634（美国国家标准研究所 - 634）和 ANSI - 41。ANSI - 634 处理 BSC 和 MSC 之间的信令，而 ANSI - 41 处理 MSC/VLR 与 HLR 和 MSC 之间（前者与后两者之间）的信令。

图 2. 6 给出了基于 IS - 41 的移动站控制的切换流程（flow）。切换过程开始于一个切换测量规程，它确定移动站应该切换到哪个邻接系统。基于 IS - 41 的系统间切换由两种类型的切换组成，即前向切换和后向切换。前向切换定义一种类型的系统间切换，其中一台移动站从一个移动交换中心（MSC A）切换到另一个移动交换中心（MSC B），MSC A 是服务 MSC。后向切换是切换回到服务 MSC 的过程。

IS - 95 也提供一种自动漫游功能，使用这种功能，使一台移动站在一个拜访系统中发起一次呼叫，接收目的地为一个漫游用户的一次呼叫。三个基本过程，即注册、呼叫发起和呼叫交付，构成漫游功能。

2.5　蜂窝 3G 移动性

第三代移动网络（3G 网络）的主要愿景是提供泛在的无线网络接入，它可提供话音、多媒体和高速数据通信。IMT - 2000（国际移动电话 2000）标准是由国际电信联盟无线通信部（ITU - R）和国际电信联盟电信部（ITU - T）开发的，目的是定义 3G 网络的操作。IMT - 2000 的主要贡献之一是为因特网的无线接入引入速度高达 2Mbit/s 的无线宽带分组交换数据服务。IMT - 2000 提出 10 种不同的多接入方案。其中两种方案基于 TDMA，其他 8 种方案基于 CDMA。下面描述其中两种接入方案，即 WCDMA 和 CDMA2000。

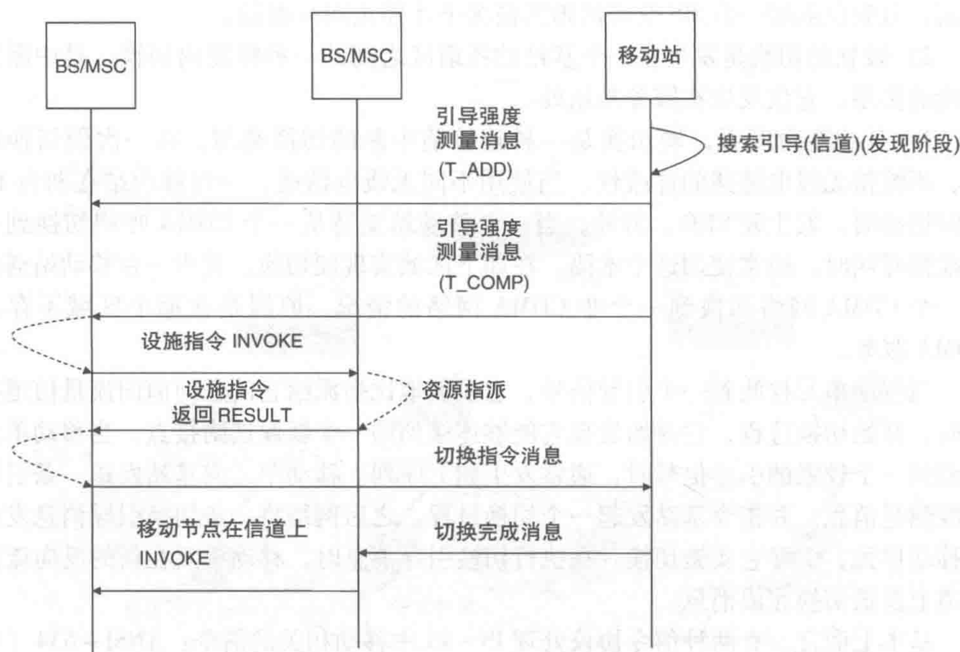


图 2.6 基于 IS-41 的移动性

2.5.1 WCDMA

WCDMA（宽带码分多址）是基于 GSM 系统的一种自然演化。WCDMA 联网规范是由 3GPP（第三代伙伴项目）产生的。与蜂窝系统的 2G 版本和 CDMA2000 相比，WCDMA 为数据和话音提供一个宽得多的频谱，即 5MHz 信道，提供高达 2Mbit/s 的数据速率。

1. 系统架构

基于 WCDMA 的 3G 网络由两个主要部分组成：无线接入网络和核心网络。无线接入网络由一个基站和一个无线网络控制器（RNC）组成。3G 中的基站（也称作节点 B）是网络和 WCDMA 空中接口之间的一个接口。基站负责处理信道编码、交织、速率适配和空中接口的处理。RNC 作为基站和核心网络之间的一个接口，它负责控制无线资源。在一个 3G 网络中的核心网由两个域组成：一个电路交换（CS）域和一个分组交换（PS）域。核心网由 CS 侧上的组件［如 VLR、HLR 和 MGW（媒体网关）］与 PS 侧上的 SGSN（服务 GPRS 支持节点）和 GGSN（网关 GPRS 支持节点）组成。在 Tachikawa（2002）文献中可找到这些功能组件的一个详细描述。

图 2.7 给出了一个 WCDMA 网络的系统架构，它给出网络的分组交换部分和电路交换部分的各组件。

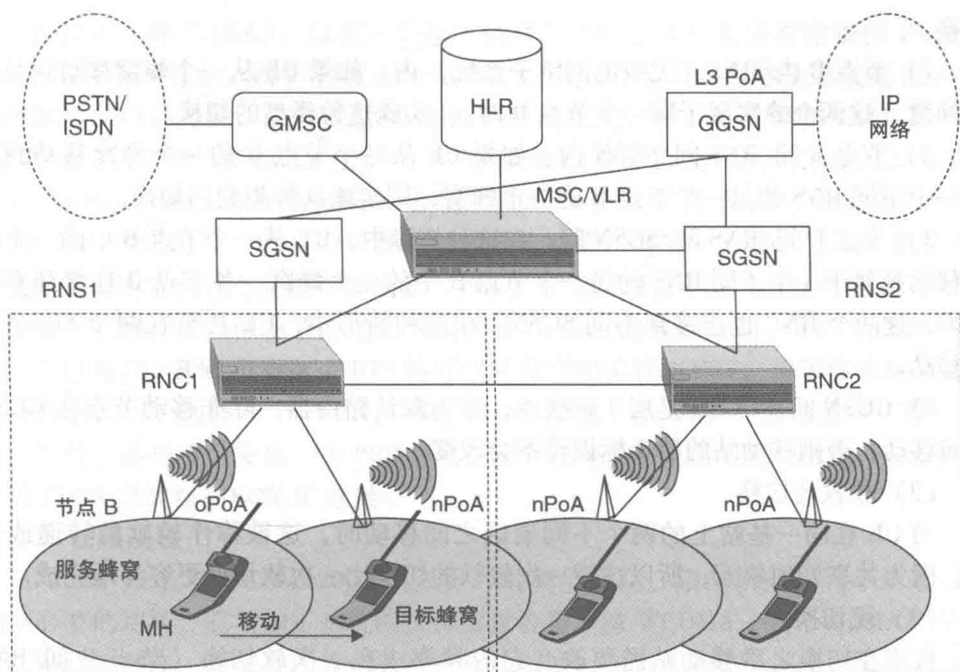


图 2.7 WCDMA 架构

2. 切换规程

这里描述与 WCDMA 相关联的切换规程。简短地描述针对电路交换域和分组交换域的一个 WCDMA 系统的移动性管理。WCDMA 中电路交换域的移动性管理由呼叫发起、终止和切换控制组成。在 WCDMA 中，移动节点也称作 UE（用户设备）。作为附接规程期间位置更新过程的组成部分，一个临时移动用户身份（TMSI）被指派给 UE，UE 由一个国际移动用户身份（IMSI）加以识别。IMSI 是永久地分配给每个 UE 的。但是，一台移动站每次改变它的网络时，它得到一个新的 TMSI，并将之绑定到 IMSI。这个过程可定义为切换规程的通用绑定更新过程。

一般而言，切换决策是由 RNC（无线电网络控制器）处理的。RNC 连续地监测由移动节点和节点 B 所接收信号的信息。当一条特定链路的质量降低到一个给定的水平，而另一条更好的无线信道可用时，移动节点发起一次切换。作为这个监测过程的组成部分，UE 测量接收到的信号码功率（RSCP）和接收到的信号强度指示器（RSSI），之后信息被返回到节点 B，由此在上行链路信道上返回 RNC。

基于 UE 的移动模式，这是就一个 UTRAN（UMTS 陆地无线电接入网络）内蜂窝和其他节点（如节点 B 和 RNC）而言的，在 WCDMA 中存在几种切换情形。基于 WCDMA 的切换被分类为三种类型：软切换、较软的切换和硬切换。

(1) 软切换

当工作频率在邻接蜂窝之间保持相同时，发生软切换。下面讨论几种类型的软

切换。

1）节点 B 内/RNS（无线电网络子系统）内。如果 UE 从一个蜂窝移动到另一个蜂窝（这两个蜂窝属于同一个节点 B 时），实施这种类型的切换。

2）节点 B 间/RNS 间/SGSN 内。如果 UE 从一个节点 B 的一个蜂窝移动到属于一个不同 RNS 的另一个节点 B 的一个蜂窝，则实施这种类型的切换。

3）节点 B 间/RNS 间/SGSN 间。在这种情形中，UE 从一个节点 B 中的一个蜂窝移动到属于一个不同 RNS 的另一个节点 B 中的一个蜂窝。各节点 B 连接到不同 RNC，这两个 RNC 也连接到不同 SGSN。在这种情形中，UE 甚至在两个 SGSN 之间移动。

4）GGSN 间。GGSN 是层 3 附接点，作为默认路由器。除非移动节点在 GGSN 之间移动，否则移动站的层 3 标识符不会改变。

（2）较软的切换

当 UE 在同一基站上的两个不同扇区之间移动时，这被称作较软的转递或切换。因为共享处理单元，所以这使一次较软的切换比一次软切换更容易地完成。

（3）硬切换

仅当在切换之后移动站需要改变它的频率或在一次软切换（节点 B 间/RNS 间）的情形中两个 RNC 之间不存在一个接口时，才发生硬切换（或频率间切换）。作为 WCDMA 蜂窝层级改变（从一个宏蜂窝到一颗卫星）或另一种无线电接入技术（RAT 间切换）改变（如从一个 UMTS 到一个 WLAN 或 GSM 网络）的结果，可发生一次频率改变。一次硬切换的发生是非常罕见的，且与上面描述的软切换类型区别较大。

2.5.2 CDMA2000

CDMA2000 是构建在 CDMAOne 之上的，提供到 3G 的一条演进路径。像 WCDMA 一样，它支持两种接入：DS/CDMA［基于 FDD（频分复用）］和 T/CDMA［基于 TDD（时分复用）］。可用 CDMA 系统有几个版本，即 CDMA2000 1X、CDMA 1XEV－DO（仅是数据演进）和 CDMA 1XEV－DV（数据和话音演进）。

1. 系统架构

与 WCDMA 相比，CDMA2000 使用每信道 1.25MHz 的频谱。CDMA2000 1X 将 CDMAOne 系统的话音容量翻倍，也支持高速数据服务。它支持高达 153kbit/s 的峰值数据速率。CDMA 1XEV－DO 是 CDMA2000 的一个演进版本，是仅为数据用途设计的，它在下行链路上提供超过 2.45Mbit/s 的峰值能力。CDMA2000 1XEV－DV 是 CDMA2000 的一个演进版本，可同时传输话音和数据。在前向链路上峰值数据速率是 3.1Mbit/s，而在反向链路上则限制为 384kbit/s。

为能够更高效地支持基于分组的服务，CDMA2000 升级 IS－95 的一些现有网元，即 BTS 和 BSC，并添加多个新网元，如一个分组数据服务节点（PSDN），认

证、授权和计费（AAA），以及一个家乡代理（HA）。BSC 装备有附加的 IP 路由功能，新 PDSN 建立、维护和终止与用户的点到点会话，并为移动站发起到 AAA 服务器的 AAA。另外，它也增强 HLR 和 VLR 的功能。对于基于 CDMA2000 和遗留网络组件（如 MSC 和 HLR）上的一个架构，BSC 和 MSC 之间的信令由 TIA－2001 标准（http：//www. tiaonline. org）接管，而 MSC、VLR 和 HLR 之间的信令则由 ANSI－41 标准接管。TIA－2001 描述整体系统功能，包括一台基站与 MSC 的接口、与其他基站的接口和与分组控制功能（PCF）的接口以及 PCF 与 PDSN 的接口所需的服务和功能特征。移动节点通常通过 BTS 发起一次数据呼叫，BTS 是到网络的第一个附接点。BSC 负责这个 BTS 将呼叫转发到相关联的 PCF。基于移动站的某些独特特点，PCF 选择一个 PDSN，并与 PDSN 建立一条 GRE（通用路由扩展）隧道。此时，移动节点发起一个 PPP 会话，它是在该 PDSN 终结的。由此，在移动节点和 PDSN 之间存在单跳 IP 连接。

2. 切换规程

与 IS－95 比较，CDMA2000 引入另外的阈值级别，限制切换的频率。通过限制不必要的切换，它增加了系统的数据流量容量。像 WCDMA 一样，CDMA2000 支持三种切换操作：硬切换、软切换和较软的切换。图 2. 8 给出了一个层次型网络架

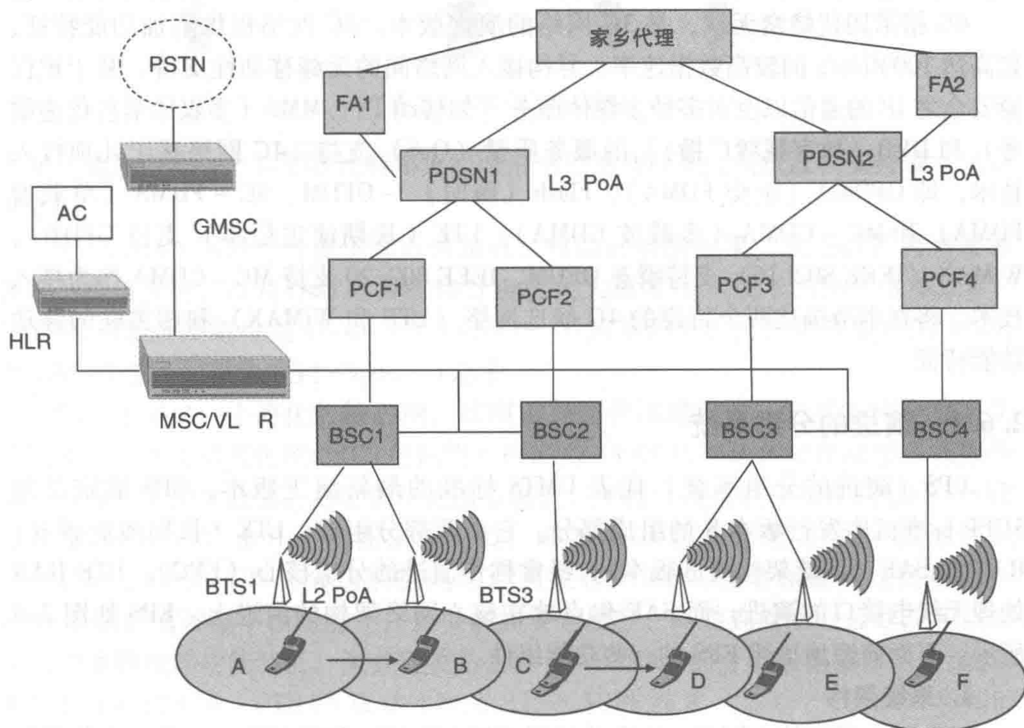


图 2. 8 CDMA2000 架构

构，带有一个 CDMA2000 网络的所有网元。一个节点的移动性处理在层次结构每个层次的移动性，即 BTS、PCF 和 PDSN 层次。存在可在这个层次结构内发生的几种移动场景。当移动节点在两个 BTS 之间移动时，只要移动受限于 PDSN，则移动节点就不需要建立一条新的 PPP 会话。但如果移动节点在由两个不同 PCF 控制的两个 BTS 之间移动，则每个 PCF 可选择层次结构中的一个新 PDSN。这将要求终止 PPP 会话，并启动一个新的会话。当移动节点选择一个新的 PDSN 重新建立一个新的 PPP 会话时，它得到一个新的层 3 标识符，如一个 IP 地址。在基于分组的通信期间使用一种简单的 IP 寻址方案或移动 IP，识别一个移动节点。在简单 IP 寻址方案的情形中，移动节点从一台 DHCP 服务器处得到一个 IP 地址，DHCP 服务器通常与 PDSN 共处在一处。当移动节点在各 PDSN 之间移动时，这个标识符发生改变。但是，如果移动节点使用一种基于移动 IP 的方法，这个 IP 地址就不会发生改变。如果 IP 地址改变，层 3 移动性可由移动协议（如 PDSN 层中的移动 IP）接管，见 2.4.1 节中的讨论。

2.6 4G 网络

4G 指第四代蜂窝无线，是 3G 网络的演进版本。4G 网络提供附加功能特征，如高达 100Mbit/s 的较高数据速率、异构接入网络间的无缝移动性支持、基于被保障安全之 IP 的通信以及对多种多媒体服务［如移动 TV、MMS（多媒体消息传递服务）和 DVB（数字视频广播）］的服务质量（QoS）支持。4G 网络基于几项接入技术，即 OFDMA（正交 FDMA）、Flash（瞬时） - OFDM、SC - FDMA（单载波 FDMA）和 MC - CDMA（多载波 CDMA）。LTE（长期演进版本）支持 OFDMA，WiMAX（IEEE 802.16）支持瞬态 OFDM，IEEE 802.20 支持 MC - CDMA 作为接入技术。将在本节描述两个特定的 4G 候选网络（LTE 和 WiMAX）和相关联的移动功能特征。

2.6.1 演进的分组系统

EPS（演进的分组系统）代表 UMTS 标准的最新演进版本。EPS 被定义为 3GPP 标准机构发行版本 8 的组成部分。它由两部分组成：LTE（长期演进版本）RAN 和 SAE（系统架构演进版本），经常称作演进的分组核心（EPC）。LTE RAN 处理无线电接口的演进，而 SAE 焦点放在核心网络架构的演进上。EPS 如图 2.9 所示。下面简短地描述 EPS 的一些功能组件。

1. 系统架构

LTE 的无线电接入网络，也称作增强 UTRAN（E - UTRAN），定义一个分组优化的接入网络，可高效地支持基于 IP 的实时和非实时服务，提供相当于电路交换网络的性能。不像 UTRAN 的是，E - UTRAN 依赖于一种全共享的无线电资源分配

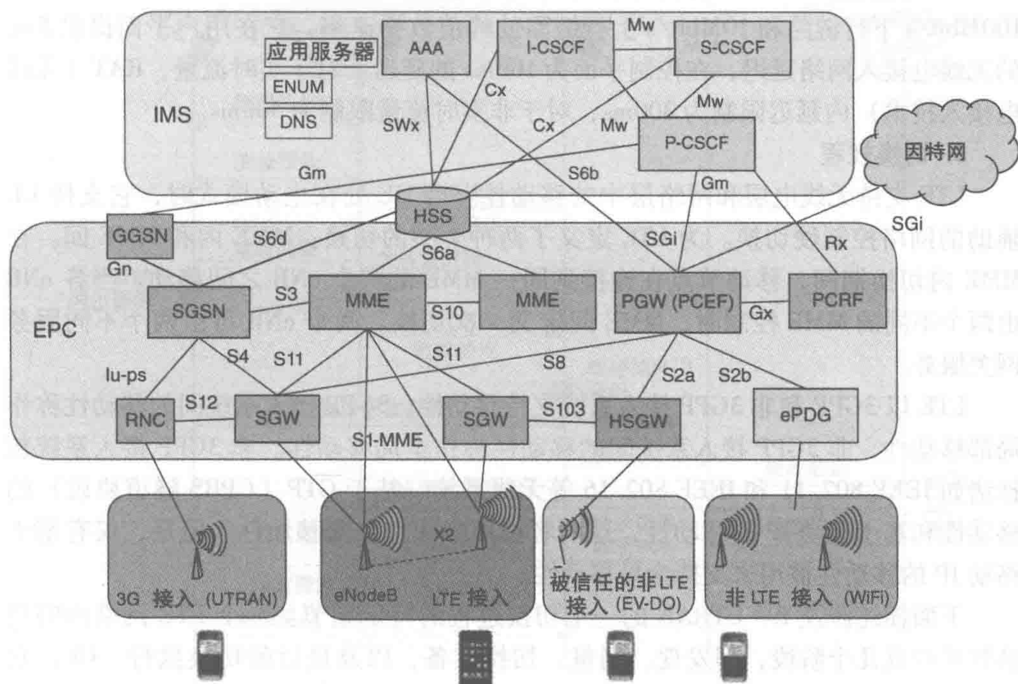


图 2.9 SAE/LTE 架构

方案，通过组合一个共享高比特率无线电信道上的所有无线电载波，支持最大化资源使用。

E－UTRAN 的目标是提供降低的延迟、较高的数据速率、改进的系统容量和改进的覆盖范围，以及针对运营商和分组优化无线电接入技术的降低成本。E－UTRAN 的最重要组件是 eNode－B（eNB）。不像 UMTS 的是，没有独立的 RNC，但 RNC 功能已经被集成到 eNode－B 之中。

SAE 也定义一个简化的核心网，该网由一个分组域组成，它可支持全分组交换的服务，并支持与传统 PSTN 的网络互联能力。EPS 代表从传统层次型系统架构向一个扁平架构的迁移，后者最小化通信跳数，并将处理负载分布在网络间。SAE 也称作 EPC。EPC 由几个功能实体组成，即 MME（移动管理实体）、服务网关（S－GW）、PDN－GW（分组数据网络）网关和 PCRF（策略和缴费规则功能）。MME 负责所有控制平面功能，并提供诸如安全规程、终端到网络会话处理和空闲终端位置管理等功能特征。服务网关是去往 E－UTRAN 的分组数据接口的终结点，并用作支持内部 E－UTRAN 移动性和采用其他 3GPP 技术（如基于 2G GSM 和基于 3G 的 UMTS）移动性的一个本地移动锚点。PDN－GW 是去往分组数据网络的分组数据接口的终结点。PDN－GW 支持策略增强功能特征、分组过滤和增强的缴费支持。PDN－GW 的行为也像一个家乡代理。

EPS 提供比 UMTS 以前发行版好得多的性能。采用 E－UTRAN，可得到高达 100Mbit/s 下行链路和 10Mbit/s 上行链路的峰值数据速率。它在用户平面提供 5ms 的无线电接入网络延迟，在控制平面为 100ms 的延迟。对于实时流量，RAT（无线电接入技术）内延迟限制为 300ms，对于非实时流量限制为 500ms。

2. 切换规程

LTE 支持无线电层和网络层中的移动性。当 UE 处在主动模式时，它支持 UE 辅助的网络控制硬切换。为 LTE 定义了两种类型的切换：MME 内和 MME 间。在 MME 内切换期间，移动节点在连接到同一 MME 的两个 eNB 之间移动。当各 eNB 由两个不同的 MME 控制时，MME 间定义一次切换。两个 eNB 可由两个不同服务网关服务。

LTE 以 3GPP 和非 3GPP 接入系统支持移动性。3GPP 接入系统间的移动性称作局部移动性，非 3GPP 接入系统间的移动性称作全局移动性。非 3GPP 接入系统包括诸如 IEEE 802. 11 和 IEEE 802. 16 等无线系统。基于 GTP（GPRS 隧道协议）的移动性和基于移动 IP 的移动性，这两者被用来支持局部移动性。但是，仅有基于移动 IP 的移动性被用来支持全局移动性。

下面描述涉及 E－UTRAN 的一个切换过程的特定细节。一个 LTE 网络内的切换管理涉及几个阶段，即发现、测量、切换准备，以及最后的切换执行。UE，它等价于一台移动主机，可使用辅助切换的一个标识符列表加以识别。IMSI 和 IMEI 分别提供用户 ID 和设备 ID。M－TMSI（M－临时移动用户身份）被用来识别 MME 内的 UE。GUTI（全局唯一的临时 UE 身份）是由 MME 分配的。GUTI 识别一个全局唯一的 MME 和 MME 内的 UE。UE 被指派一个 S－TMSI（S－临时移动用户身份），它是 GUTI 的一个缩短版本，用来定位 UE。UE 也被指派一个 ID，它唯一地识别一个跟踪区域中的 UE。一个 eNodeB 在广播控制信道上发送一个跟踪区域标识符（TAI）。在上电时，UE 实施蜂窝搜索，发现 EPS/LTE 接入系统，并实施接入系统和网络选择。在发现蜂窝之后，UE 附接到无线电网络，并采用 MME 实施认证。在一次成功的认证之后，MME 向 HSS（归属用户服务器）注册，作为 HSS 中的服务 UE。PDN－GW 完成网络层配置，从而移动节点可采用一个 IP 地址和默认路由器对自己进行配置。

图 2. 10 描述了一个 MME 内切换过程，其中 UE 从源 eNB 切换到目标 eNB，这两者是同一 MME 的组成部分。该图给出 eNB、MME 和 S－GW 之间的信令。

基于某个策略，UE 向源 eNB 或服务 eNB 发送一个测量报告。源 eNB 依据测量报告和无线电资源管理（RRM）功能做出一次判定，将 UE 切换到目标 eNB。源 eNB 向目标 eNB 发送一条切换请求，并传递当前支持 UE 的必要 QoS 信息。这确保当 UE 到达目标网络时，目标 eNB 为 UE 配置所需的资源。在这个时间期间，在源 eNB 和目标 eNB 之间也建立一条 GTP－U 隧道。之后，该移动节点由目标 eNB 指派无线电资源。在这个时间期间，在源 eNB 处缓冲目的地为 UE 的数据。一旦目标

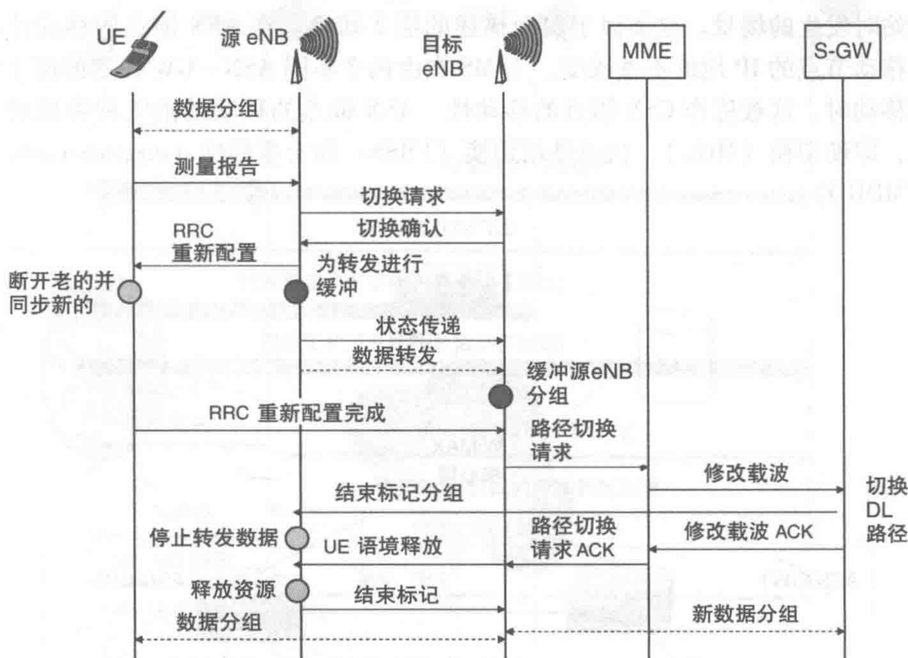


图 2.10 MME 内切换的呼叫流程

eNB 知道了 UE 的所有细节，诸如 UL（上行链路）PDCP 序列号接收器状态和 DL（下行链路）序列号发送器状态，则目标 eNB 从源 eNB 处接收被缓冲的数据，并在本地缓冲该数据，以便在后来的一个时间再交付到 UE。一旦 UE 成功地连接到目标 eNB，则目标 eNB 通知 MME，即 MME 应该实施一次路径切换。接收到路径切换请求时，MME 与 S－GW 通信，通过一条修改载波（modify bearer）请求来修改载波。在新路径上开始传输之前，S－GW 将结束标记（end－of－marker）分组发送给源 eNB。这帮助源 eNB 停止将分组转发给目标 eNB。在新的下行链路上交付分组之前，目标 eNB 交付被缓冲的分组。在建立新路径之后，源 eNB 释放它的资源。由此，新数据通过目标 eNB 被交付给 UE。在源 eNB 和目标 eNB 处实施缓冲，有助于降低切换期间的分组丢失。

2.6.2 WiMAX 移动性

WiMAX NWG 参考模型定义参与到切换过程的三个主要网络组件，即移动站（MS）、接入服务网络（ASN）和连接服务网络（CSN）。MS 为用户提供到 WiMAX 网络的接入。ASN 由基站和 ASN 网关（ASN－GW）组成。CSN 为无线电设备提供 IP 连接能力，并作为到因特网的一个网关。在 WiMAX 中有两种类型的切换场景，即 ASN 锚点的移动性和 CSN 锚点的移动性。图 2.11 形象地说明了 ASN 锚点的和

CSN 锚点的移动场景。ASN 锚点的移动性定义为当 MS 在属于同一 ASN - GW 的两个基站时发生的场景。这类似于前面描述的层 2 切换。在 ASN 锚点的移动性场景中，移动节点的 IP 地址不做改变。当 MS 在由两个不同 ASN - GW 控制的两个基站之间移动时，这被称作 CSN 锚点的移动性。ASN 锚点的移动性由三种类型的切换组成，即硬切换（HHO）、快速基站切换（FBSS）和宏多样性（macrodiversity）切换（MDHO）。

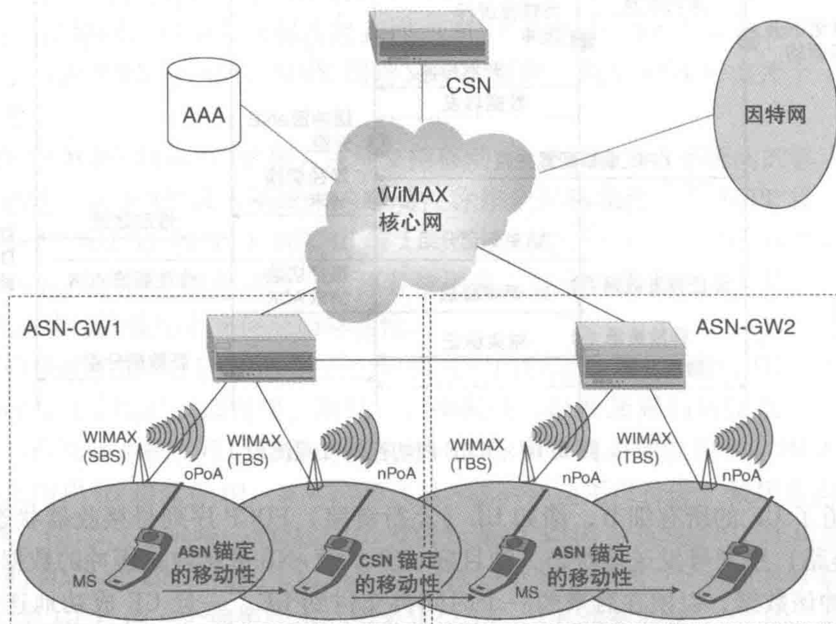


图 2.11 WiMAX 切换

下面简短地描述每种切换类型。

1. 硬切换

如在 IEEE 802.16e 中定义的，HHO 被分为两个阶段，即网络拓扑获取阶段（NTAP）和实际切换阶段（AHOP）。在 NTAP 期间，MS 和服务 BS（SBS）协作识别潜在 NBS（接下来的基站）列表，从中为切换选择一个特定的目标基站（TBS）。一次 WiMAX 切换中的一个样本呼叫流程如图 2.12 所示。

（1）网络拓扑获取阶段

如下是 NTAP 阶段期间的消息序列：

1）网络拓扑通告。服务基站使用一条 MOB _ NBR - ADV（移动邻居通告）信令消息，广播有关 NBS 状态的信息。

2）MS 扫描规程。MS 扫描通告的 BS，之后为切换选择合适的 BS。在扫描间隔分配请求和响应消息（MOB _ SCN - REQ 和 MOB _ SCN - RSP）的帮助下，实施

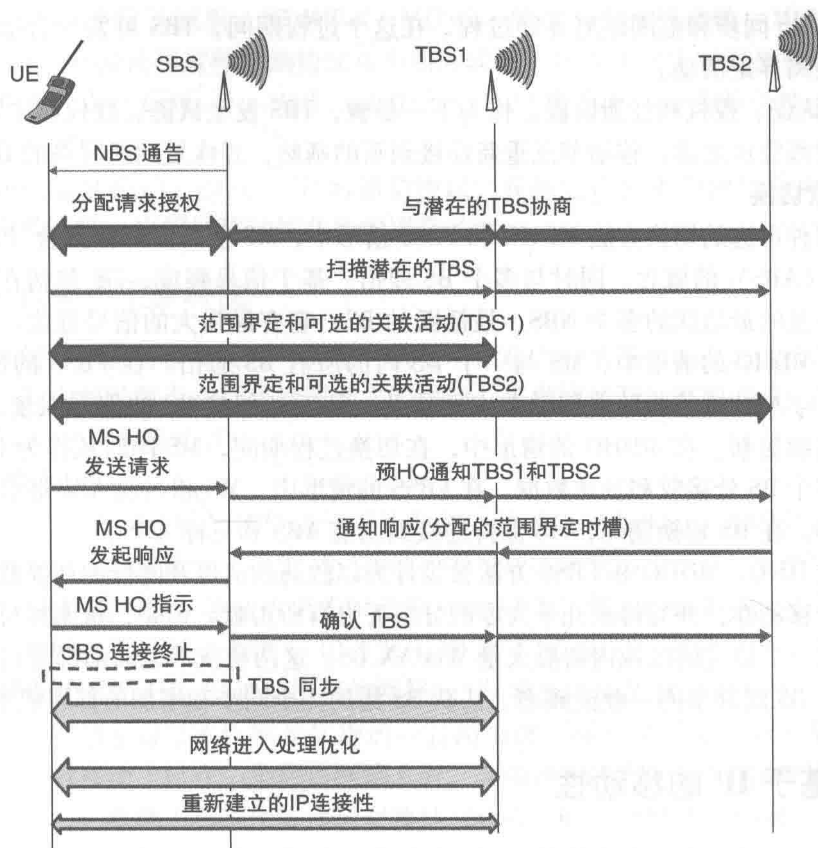


图 2.12　WiMAX 切换的呼叫流程

这个规程。

3）范围距离界定和可选的关联活动。扫描后跟冲突/非冲突范围距离界定活动，通过这些活动，MS 收集与被选 TBS 相关物理信道的进一步信息。为这个目的，MS 使用一条范围距离界定请求（RNG _ REQ）和范围距离界定响应（RNG _ RSP）。

（2）实际切换阶段

在这个阶段期间，MS 从 SBS 切换位置到 TBS。如下是与实际切换过程相关联的各个步骤：

1）切换发起。在 TBS 上判定过程期间，MS 判定要切换到的最终 TBS。这可由 MS 或 SBS 发起。如果是由 MS 发起的，那么将包含被选 TBS 列表的一条 MOB _ MSHO - REQ 消息传递给 SBS，SBS 以一条 MOB _ BSHO - RSP 消息做出应答。如果是在 SBS 处做出判定的，则使用一条 MOB _ BSHO - REQ 消息。一旦从合适的候选 TBS 列表中选择一个特定的 TBS，则 MS 将有关切换活动开始的信息通知当前 SBS，做法是发送一条 MOB _ HO - IND（移动切换指示）。

2）TBS 同步和范围距离界定过程。在这个过程期间，TBS 可发生合适的同步和范围距离界定活动。

3）认证、授权和注册阶段。作为下一步骤，TBS 发生认证、授权和注册过程。在这个过程完成之后，移动节点重新连接到新的基站，并恢复到新网络的 IP 连接。

2. 软切换

在两种可选的切换方法 MDHO 和 FBSS 情形中，MS 使用多样化集合（DS）和锚点 BS（ABS）的概念，同时与多个 BS 通信。基于信号强度，DS 包括在切换期间可能涉及的最活跃的多个 NBS。最活跃的 BS，它有最强大的信号强度，被选作 ABS。在 MDHO 的情形中，MS 与一个 DS 内的所有 BS 通信。在 FBSS 的情形中，每个 MS 与 ABS 通信。随着移动节点的移动，基于各邻接 BS 的信号强度，DS 和 ABS 被连续更新。在 MDHO 的情形中，在切换过程期间，MS 同时从作为 DS 组成部分的多个 BS 处接收和发送数据。在 FBSS 的情形中，MS 和当前 ABS 联合地选择目标 ABS。在 BS 切换期间，MS 保持连接到当前 ABS 和目标 ABS。

相比 HHO，MDHO 和 FBSS 方法被设计为以较高的速度和降低的切换延迟提供无缝的全移动性，并对得到几乎为零的分组丢失有所贡献。但是，这两种可选的切换机制在一个指定的区域内需要大量 WiMAX BS。这两种技术也面临部署挑战，例如在多个 BS 间共享同一载波频率、活跃 BS 集的完全同步和增加的部署成本。

2.7 基于 IP 的移动性

基于 IP 的移动管理技术可在协议栈的几层加以实现，如网络层、传输层和应用层。基于 IP 的移动协议可被用来处理基于 3G 和 4G 系统的移动性。MIPv4（移动 IPv4）（Perkins，2002b）及其几个变种，即 MIP - RO（带有路由优化的 MIP）、MIP - RR（带有区域注册的 MIP）（Perkins，2002c）、MIP - LR（带有位置注册器的 MIP）（Jain 等，1999）、MIPv6（Johnson 等，2004）和 MOBIKE（S. Eronen，2006）是由 IETF 定义的几个网络层移动协议。蜂窝 IP（Campbell 等，2000）、HAWAII（切换感知的无线接入因特网基础设施）（Ramjee 等，2000）、代理 MIPv6（Gundavelli 等，2008）和 IDMP（域内移动协议）（Das 等，2002）是适合域内移动性的网络层微型移动协议。域内移动性指这样的一种移动场景，其中移动节点的移动受限于一个行政管理域。MSOCKS（Maltz 和 Bhagwat，1998）、TCP - 迁移（Snoeren 和 Balakrishnan，2000）和 SCTP（流控传输协议）（Koh 等，2003）被设计为处理传输层中的移动性。基于 SIP 的移动性（Schulzrinne 和 Wedlund，2000a）采用应用层信令的方式处理移动性，如采用 SIP（会话初始协议）（Rosenberg 等，2002）。HIP（主机身份协议）（Moskowitz 和 Nikander，2006）在网络层和传输层之间定义一个楔子层，以一种对网络层和传输层透明的方式提供终端移动性。

上面提供了有关移动协议和问题的一个概述（Dutta 等，2001，2002a）。也对

几个移动协议进行了试验，即 MIPv4、MIPv6、基于 SIP 的移动性、MIP - LR 和 ProxyMIPv6，并验证了这些移动协议在当前形式下不足以满足实时流量的时延和分组丢失性能需求（Dutta 等，2005c，2007d），所以这些协议将受益于整体的系统优化。

现在简短地描述一些基于 IP 的移动协议，并将它们分类为网络层宏移动性、网络层微移动性、应用层移动性和传输层移动性。

2.7.1　网络层宏移动性

网络层移动性可被分为两种类型：宏移动性和微移动性。宏移动性机制处理全局移动，其中移动节点在行政管理域之间移动。下面描述两种类型的网络层宏移动性，即移动 IPv4 和移动 IPv6。

1. 移动 IPv4

移动 IP 是为网络层支持移动性而开发的一种机制（Perkins，2002a）。最初是意图为带有笔记本的旅行人员提供便携性而开发的，后来为无线共同体所采纳。它在 IP 层上支持透明性，包括活跃 TCP 连接和 UDP 端口绑定的维护。一个移动主机由一个节点标识符［如一个固定 IP（家乡 IP 地址）］识别。当移动主机连接到一个拜访网络（不同于其 IP 地址所属的网络），其家乡网络将分组转发到移动主机。在用户家乡网络上通常称作家乡代理的一台路由器（或一个任意节点）转发这些分组。当一台移动主机在一个拜访网络上时，有两种不同方法将分组交付到它。采用第一种方法，移动主机采用称作转交地址（CoA）的一个辅助（临时）IP 地址，并将之注册到它的家乡代理。当家乡代理接收到这名用户的一条分组时，它以转交地址为目的地址将这条分组封装在另一条 IP 分组中，并将之发送到外地网络（Perkins，1996a，b）。将一条分组封装在另一条分组内，直到它到达转交地址的做法，称作隧道法。注意，封装要添加 8 ~ 20 字节的开销，对于这个尺寸大小的话音分组而言可能有点大。

第一种方法中的转交地址被称作共位的（co - located），可通过诸如 DHCP（动态主机配置协议）（Droms，1997）的服务或诸如采用在一个局域网中快速提交的 DHCP（Park 等，2005）的一个优化版本，或通过一个点到点联网环境中的 PPP（Simpson，1994），得到这个地址。采用第二种方法，移动主机首先注册到它所拜访网络中的一个外地代理（FA）。外地代理将其地址发送（注册）到移动主机的家乡代理，作为移动主机的转交地址。意图发送到移动主机的各分组，在家乡代理将它们以外地代理的 IP 地址封装之后，被发送到外地代理。在解封装这些分组之后，外地代理将它们交付到移动主机。

图 2.13 给出了移动 IPv4 的功能细节。在这个细节图中，移动节点从子网 1 移动到子网 2，在这个过程中改变它的层 2 和层 3 附接点，或以来自一台 DHCP 服务器的一个新的转交地址或使用 FA 的地址作为它新的 CoA，而配置自己。

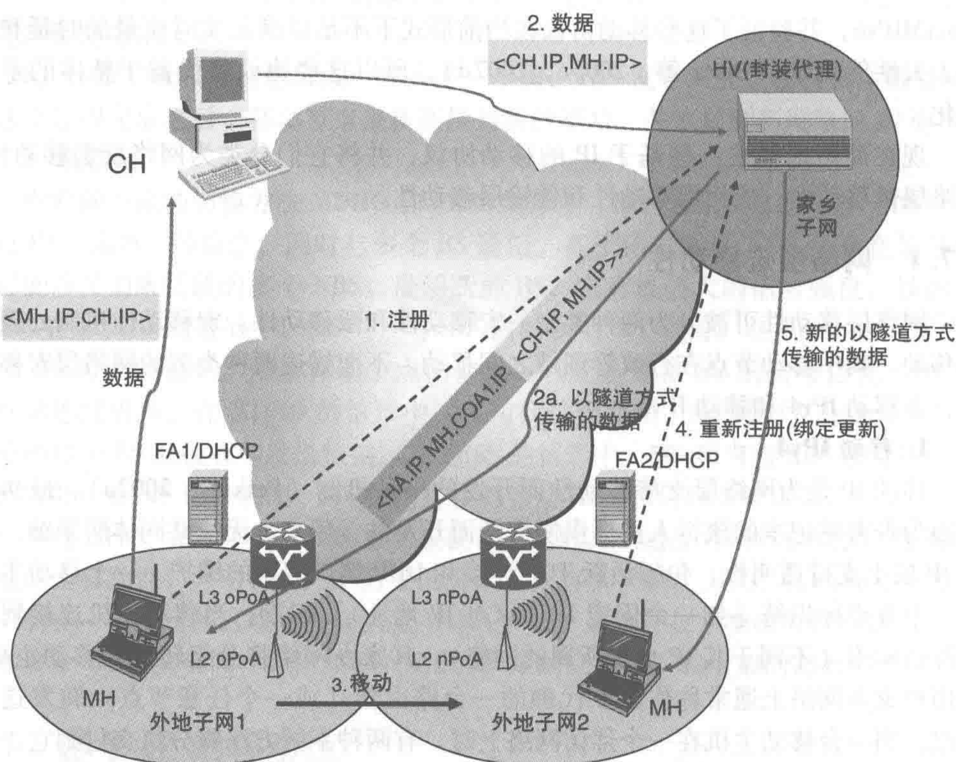


图 2.13　移动 IPv4

为使上面列出的方法能够工作，一个移动节点需要能够学习到：它已经从家乡网络移动到了一个外地网络。出于这个目的，家乡代理和外地代理要在自己的广播域中周期性地通告它们的存在。如果没有收到这些通告，一个移动主机也可请求代理通告。来自通信主机的分组，必须首先传输到家乡代理，之后被转发到移动主机，采用外地代理的方式或直接地发送。来自移动主机的分组不必穿越家乡代理。移动主机像通常情况一样以家乡 IP 地址作为源地址发送这些分组，这被称作三角路由。

通过家乡网络的所有到达分组的路由可能导致附加的时延，并浪费带宽。但是，如果通信主机知道移动主机在哪里，则它可直接将分组发送到移动主机的转交地址。这是采用一种路由优化过程取得的（Perkins，2002a），该过程使移动主机直接将移动绑定更新发送到通信主机。在接收到来自移动节点的请求时，从家乡代理发送绑定更新，或在一次通信会话期间，如果移动主机改变位置时，在从一个外地代理接收到一条告警消息时发送绑定更新。在第二种情形中，以前的外地代理将保持将分组转发到新的外地代理，直到通信节点更新它的移动绑定缓存时为止（这被称作平滑切换）。

提出的另一项优化是区域注册（Calhoun 等，2003b），其中移动主机本地注册到一个拜访的域。在基本移动 IP 中，在每次一台移动主机改变它的转交地址时，它被要求注册到它的家乡代理，由此如果移动主机远离它的家乡代理，则导致注册的信令时延。通过维护外地代理的一个层次结构，区域注册尝试减少家乡注册的数量。只要一台移动主机的外地代理在层次结构上位于一个所谓的网关外地代理（GFA）之下，就没有必要将注册消息中继回到家乡代理，原因是家乡代理已经将 GFA 的地址注册为转交地址。为使移动 IP 切换（即注册过程）更适用于实时和时延敏感的应用，Malki（2004）提出另外两种方法。采用这些方法中的第一种方法[称作网络辅助的移动主机和网络控制的（NAMONC）切换方法]，网络通知（辅助）移动主机，期望一次层 2 切换。其中建议使用同时绑定（在某个时间有多次注册），目的是在实际移动之前，发送流量的多个备份到潜在的附接点。另外一种方法，称作网络发起的、移动主机终结的（NIMOT）切换方法，提出对基本移动 IP 的扩展，从而使外地代理可利用来自层 2 的信息。具体而言，在从移动主机接收到一条正式的注册请求之前，外地代理使用层 2 触发器发起一次预注册。这两种方法都假定有来自层 2 的信息介入。

在第 6 章给出多项移动 IP 有关的优化技术。

2. MIP - LR

在位置寄存器失效的情形中，带有位置寄存器（MIP - LR）的移动 IP 避免分组封装（Jain 等，1999），并提供可生存性功能特征。在 MIP - LR 中，每个子网可包含这样一台主机，它可作为一台拜访者位置寄存器和/或作为一台家乡位置寄存器。每台移动主机可由多个 HLR 服务。每个 VLR 在本地子网上通告它的存在，其中使用类似移动 IP 的代理通告消息。当一台移动主机位于本地子网上时，它不会向 HLR 或 VLR 注册。当移动主机移动到一个外地网络时，它从 VLR 带有的地址池中得到一个转交地址。移动主机使用它得到的 CoA，向外地 VLR 注册，VLR 接下来中继注册消息到移动主机的 HLR。HLR 返回一条注册应答，其中包含这次注册被允许的寿命。VLR 记录移动主机的 CoA 和寿命，并将应答转发给移动主机。第一次希望向移动主机发送一条分组的一台通信主机，向 HLR 发出一条查询，HLR 返回移动主机的 CoA 和剩余注册寿命。之后通信主机直接发送分组到移动主机的 CoA。通信主机缓存移动主机 CoA 的绑定，并将这个绑定用于目的地为移动主机的后续分组。在移动主机的剩余注册寿命超期之前，通信主机必须通过再次查询 HLR，刷新它的绑定缓存。在 MIP - LR 中，与移动 IP 不同的是，HLR 可在地理上分布在任何地方。使用不需要任何内核改变的一个应用层模块，实现了 MIP - LR 的一个扩展。在有一个应用层模块的情况下，这使一台移动主机为某些类型的应用，使用一种基于策略的方法来触发 MIP - LR。图 2. 14 给出了带有位置寄存器的移动 IP 的功能，此时移动主机从一个子网移动到另一个子网，在此过程中改变它的层 2 和层 3 附接点。在这种情形中，在拜访网络中没有外地代理，位置寄存器需

要位于家乡网络中也不再是一项要求。

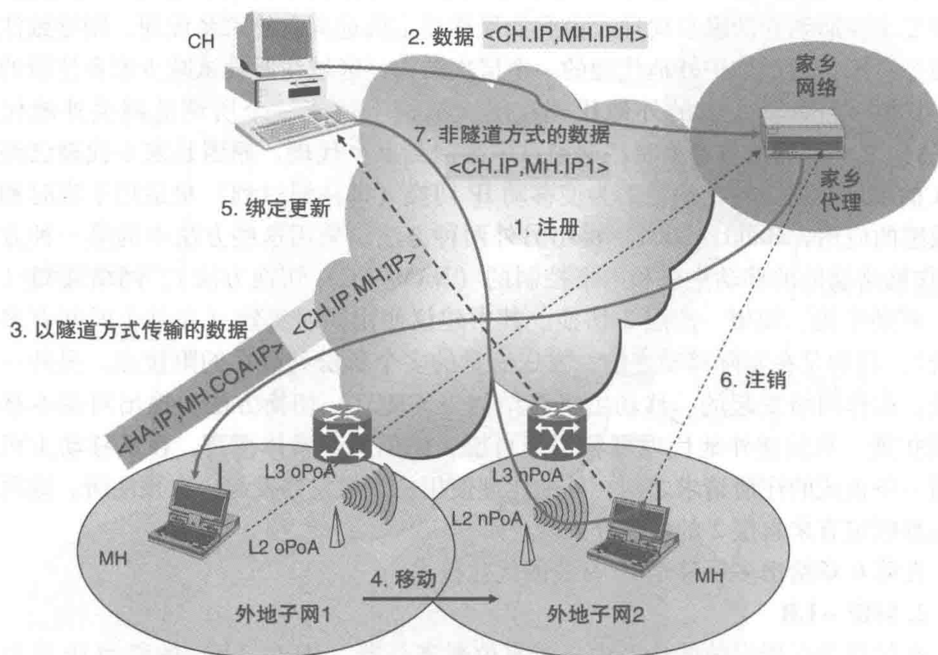


图 2.14 带有位置寄存器的移动 IP

在一台移动主机移动之后，如果移动主机以前在某个其他外地 VLR 注册，则新的 VLR 在老的 VLR 处注销该移动主机。要求实施这种注销过程，以便使移动主机的老 CoA 最终由某个其他移动主机做释放处理。如果一台 VLR 临时地用光了 CoA，则它仍然可发出它自己的 IP 地址作为一个 CoA，当一台移动主机使用这个 CoA 注册时，相应地通知 HLR。

3. 移动 IPv6

IPv6（Deering 和 Hinden，1998）增加了地址空间，对安全和自动配置的固有支持，使之成为支持下一代因特网移动性的一个有吸引力的候选方案。移动 IPv6 是支持 IPv6 节点移动性的协议。因为地址自动配置是 MIPv6 的一个标准组成，所以 MH 将总可得到可路由到一个外地网络的一个 CoA。由此，在 MIPv6 中不需要一个外地代理。当移动节点移动到一个新的外地网络时，它使用无状态自动配置（Thomson 和 Narten，1998）或通过 DHCPv6（Droms 等，2003）得到一个临时的转交地址。

图 2.15 给出了移动 IPv6 的功能组件。与移动 IPv4 不同的是，拜访网络没有任何外地代理。MIPv6 的路由优化功能特征也支持从通信主机（CH）到移动节点的直接数据交付。

虽然移动 IPv6 被定义为一种网络层方法，人们需要安装一个 MIPv6 栈，从而在一个 IPv6 空间中支持移动性，但在未来任何标准操作系统都将带有固有的移动 IPv6 支持。

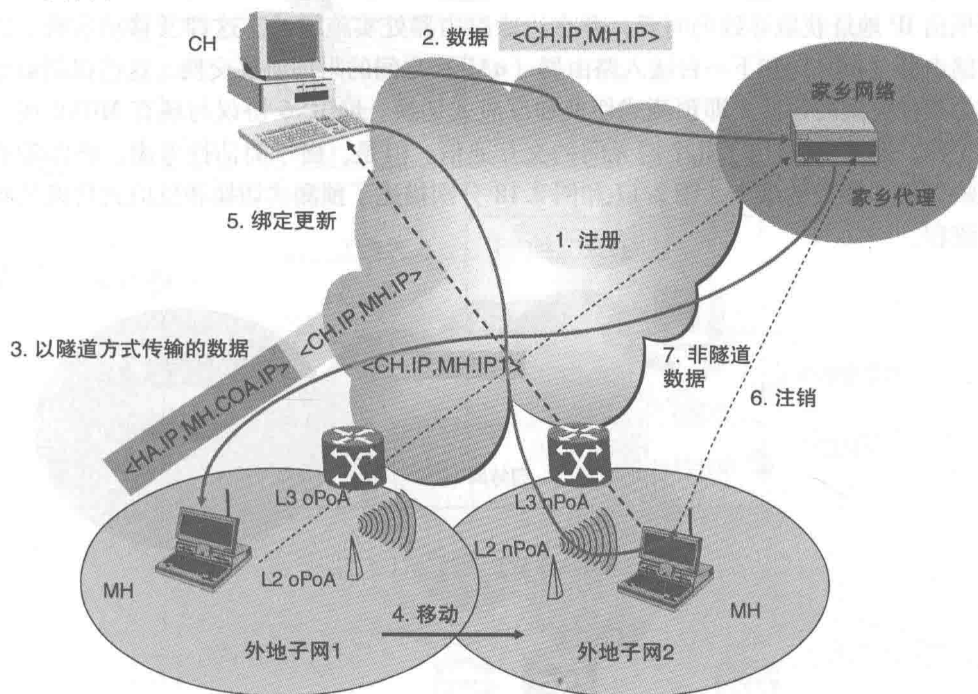


图 2.15　移动 IPv6

虽然当一台移动主机移动到一个新的路由器空间时，移动 IPv6 提供确保一个地址唯一性的一种方法，但它也像在移动 IPv4 中一样，为绑定更新和绑定确认添加了时延。但是，相比常规移动 IP，MIPv6 有固有的优势。路由优化是 MIPv6 的一项标准功能特征，由此 CH 不需要装备有附加的软件，像 MIP - RO。MH 直接向 CH 发送一次绑定更新，并利用家乡地址目的地选项作为绑定更新的组成部分。这使通信主机保持一个绑定缓存，它将移动主机的转交地址映射到移动主机的家乡地址。对于正在发送的流量，这避免了三角路由，由此从 CH 到 MH 的分组不需要封装，而是可使用它的 CoA 作为源路由直接发送到 MH。但是，当一个新的 CH 第一次需要与移动主机通信时，来自 CH 的分组需要穿越到达家乡代理，并以隧道方式传输到移动主机。当移动主机在分组传递过程期间移动时，后续分组以隧道方式直接传输到移动主机，而不通过家乡代理进行路由。

4. 快速移动 IPv6

当移动 IPv6 处理切换期间的会话连续性时，就其本身而言，它缺乏提供低延迟切换和降低的分组丢失的能力，而这对于许多交互式应用［如 IP 上的话音（IP 电

话）、游戏和会议］是至关重要的。在移动 IPv6 中观察到的大部分切换时延是由于当家乡代理距离远时 IP 地址配置和绑定更新时延导致的。快速移动 IPv6（FMIPv6）（Koodli，2008）提出降低切换时延的机制，方法是将绑定更新局部化到网络的边缘，降低由 IP 地址获取导致的时延，并在边缘路由器处实施缓冲。这涉及移动主机、当前路由器（pAR）和下一台接入路由器（nAR）之间的附加协议交换。这些机制被分类为两种类型的切换，即预测式切换和反应式切换。FMIPv6 协议与现有 MIPv6 栈一起工作。图 2.16 给出了几个网元间的交互通信。但是，出于简洁性考虑，该图没有反映 MIPv6 相关的信令。图 2.17 和图 2.18 分别描述了预测式切换和反应式切换的呼叫流程。

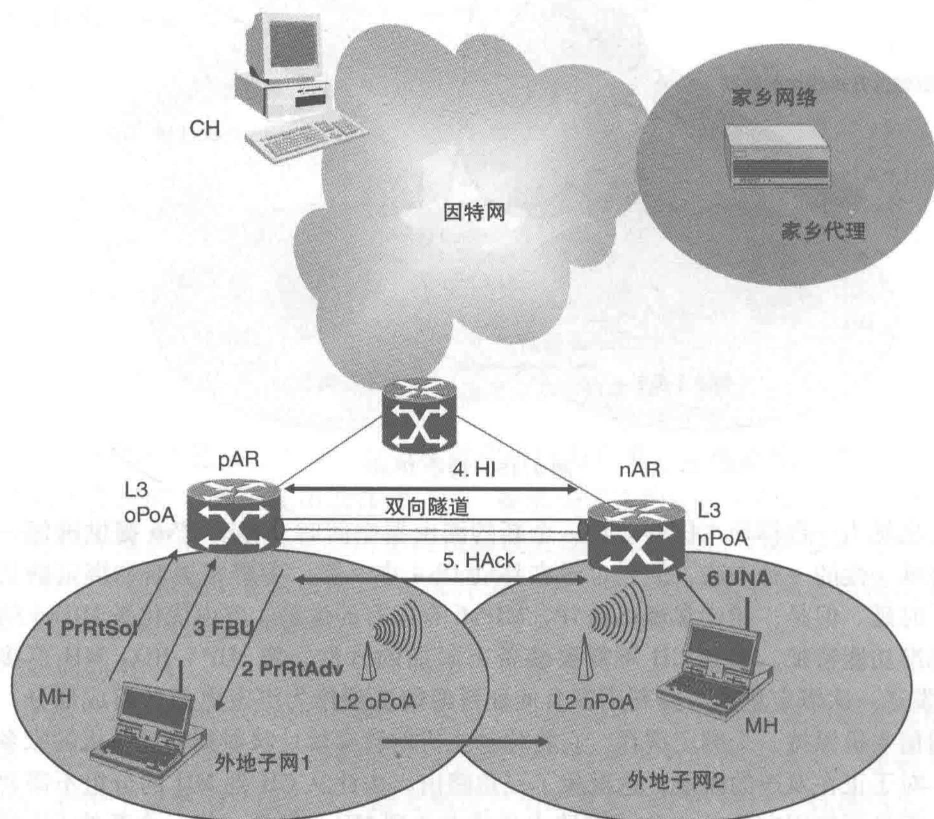


图 2.16　快速移动 IPv6

现在简短地描述 FMIPv6 的预测式操作。移动主机向默认接入路由器（pAR）发送得到一个代理的一条路由器请求消息，目的是得到与层 2 扫描过程期间所发现邻接接入点的链路层地址有关的信息，以及与邻接接入路由器（nAR）相关联的前缀。当前接入路由器（pAR）与 nAR 通信，其中使用诸如候选接入路由器发现（CARD）（Liebsch 等，2005）的协议，以便得到有关邻接网元的相关信息。服务

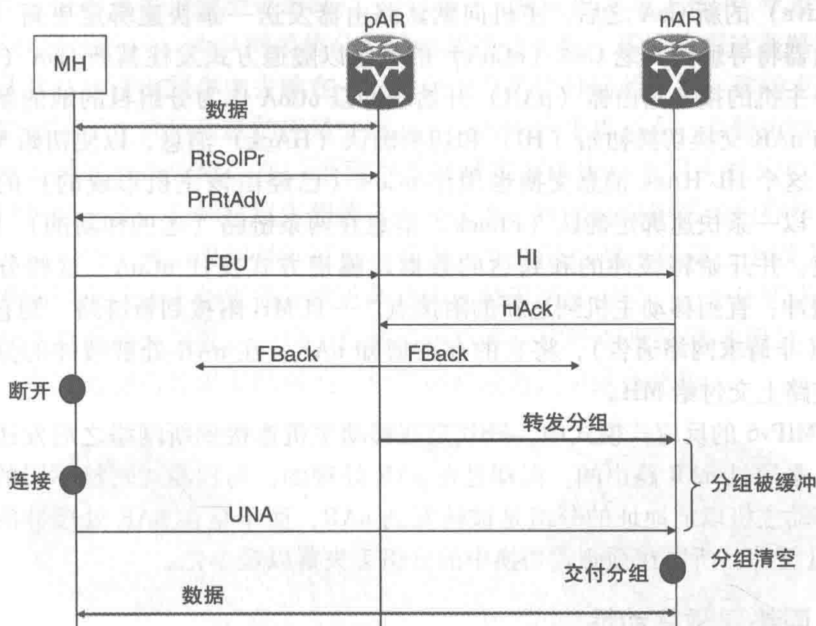


图 2.17 预测式切换的呼叫流程

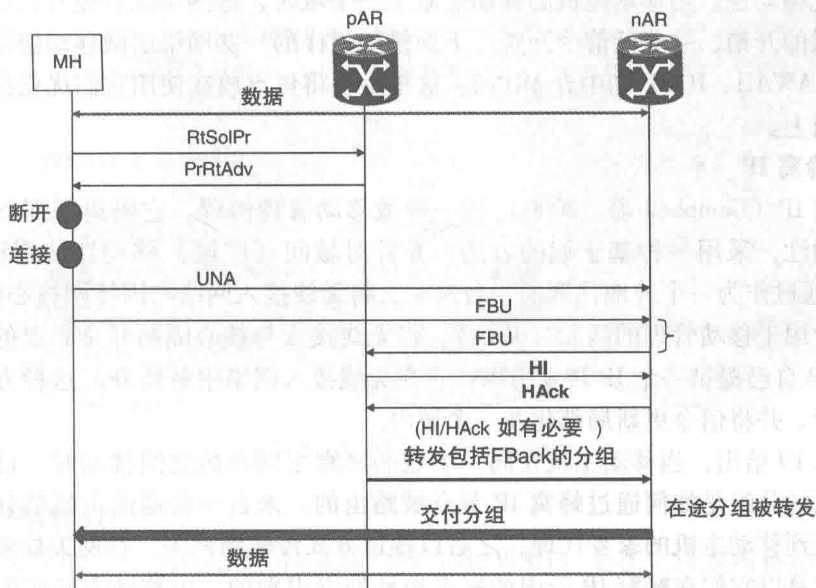


图 2.18 反应式切换的呼叫流程

用户的 pAR，以包含所请求信息的一条代理路由器通告（PrRtAdv）做出响应，由此在移动主机移动到新网络之前，使它能够实施地址自动配置。在形成一个可使用

(prospective）的新 CoA 之后，主机向默认路由器发送一条快速绑定更新（FBU)，指令路由器将寻址到其老 CoA（oCoA）的分组以隧道方式发往其新 CoA（nCoA)。当前服务主机的接入路由器（pAR）开始缓冲以 oCoA 作为分组目的地的新到达分组，并与 nAR 交换切换初始（HI）和切换确认（HAck）消息，以便初始 MH 的切换过程。这个 HI/HAck 消息交换也用作 nCoA（已经由该主机形成的）的验证确认。pAR 以一条快速绑定确认（FBack）消息在两条链路（老的和新的）上对 MH 做出响应，并开始将缓冲的和到达的数据以隧道方式发往 nCoA。这些分组也在 nAR 处缓冲，直到移动主机到达新的附接点。一旦 MH 附接到新链路，则它发送一条 UNA（非请求网络通告），将它的存在通知 nAR。在 nAR 处被缓冲的分组可立刻在新链路上交付给 MH。

在 FMIPv6 的反应式模式中，FBU 是在移动主机连接到新网络之后发送的。由此，FBU 是通过 nAR 路由的，但却是在 pAR 处理的。与预测式切换不同的是，目的地为移动主机以前地址的分组是被转发到 nAR，而不是在 nAR 处缓冲的。由于在 nAR 处缓冲，所以在预测式切换中的分组丢失得以最小化。

2.7.2 网络层微移动性

存在几种网络层微移动协议，它们的意图是当移动主机的移动受限于一个域内时，优化移动性。当移动主机的移动受限于一个域时，这些协议避免与在空中打隧道相关联的开销，并降低信令开销。下面描述这样的一些网络层微移动协议，即蜂窝 IP、HAWAII、IDMP 和中介 MIPv6。这里主要将焦点放在使用它们优化移动性的通用机制上。

1. 蜂窝 IP

蜂窝 IP（Campbell 等，2000）是一种微移动管理协议。它隔离局部移动性和广域移动性，采用一种基于域的方法，并针对域间（广域）移动性使用移动 IP。蜂窝 IP 通过作为一个外地代理的一台网关，将无线接入网络与因特网核心隔离开，并部署专用于移动管理的网元（基站）。将无线接入与核心隔离开是必要的，原因是蜂窝 IP 自己提供一个 IP 转发引擎，它在无线接入网络中替换 IP。这种方法降低信令更新，并将信令更新局部化在一个域内。

图 2.19 给出，当移动主机在同一个域的蜂窝之间和域之间移动时，目的地为移动主机的分组是如何通过蜂窝 IP 节点被路由的。来自一台通信主机的分组，首先被发送到移动主机的家乡代理，之后以隧道方式传输到网关，在网关处解封装分组。主机是以它们在蜂窝 IP 云内的家乡地址加以识别的。由移动主机产生的分组被发送到网关，后来被发送到通信主机。每个蜂窝 IP 域装备一台网关路由器，它周期性地广播一个信标。这个信标被广播到域内的所有蜂窝 IP 节点，由此在移动主机和网关之间的每个节点都学习到在上行链路中其邻居的地址，并使用那个信息路由目的地为网关的任何数据流量。蜂窝 IP 基站嗅探从移动主机发往网关的实际

数据分组，缓存这些分组所走的路径［实际上，基站仅记录主机IP号和邻接基站（从之接收到分组）］。为从网关将分组路由到移动主机，基站使用这条路径的反向路径。从基站的路由缓存中去除在一段时间没有传输分组的主机。移动主机的位置跟踪方法取决于主机是活跃的还是空闲的。一台空闲主机是在一个特定时间段内没有接收或发送过一条分组。在一个分布式寻呼缓存中维持空闲主机的位置就足够了。为做到这一点，在蜂窝层中相像的一项技术，在蜂窝电话系统中称作被动连接性。基站在地理上被归组到寻呼区域，其中一个寻呼区域可包括一个以上的基站。空闲主机向网关发送不频繁的寻呼更新分组。对于活跃主机，一个分布式路由缓存维护每台主机的准确位置。一旦一台移动主机在一次呼叫期间移动到另一台基站，则它将一条路由更新分组发回网关。新基站相应地记录这条路径。

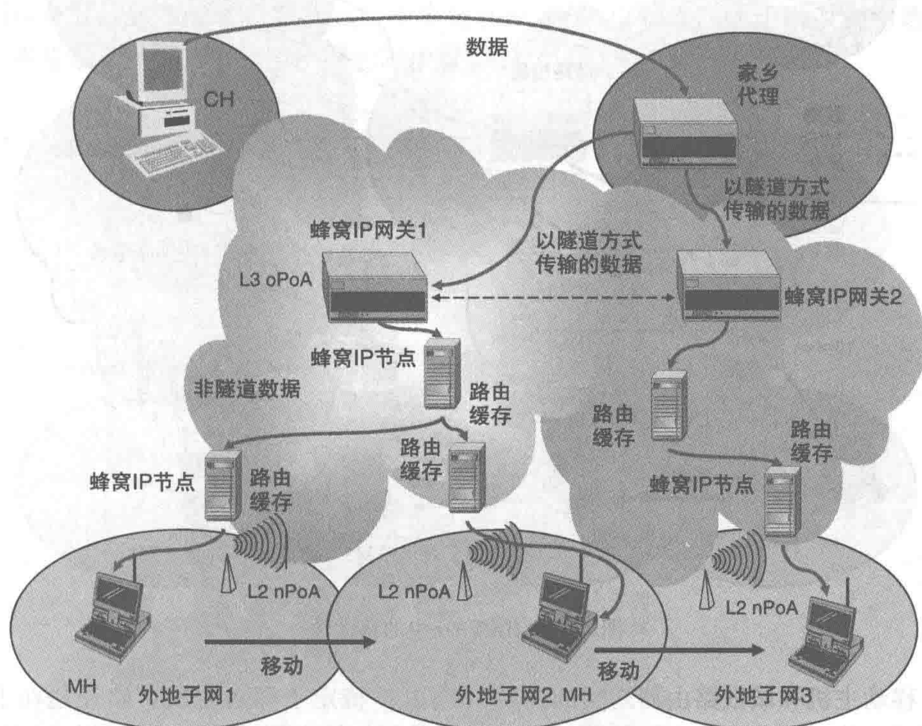


图2.19　蜂窝IP中的移动性

2. HAWAII

切换感知的无线接入因特网基础设施（HAWAII）是在支持域内移动性方面弥补移动IP低效率的另一项工作（Ramjee 等，2000）。在这个意义上，其目标类似于蜂窝IP的目标，但不像蜂窝IP的是，HAWAII定义独立的控制消息，在中间路由器上建立主机路由，以便在域根路由器和移动主机之间路由分组。HAWAII工作在这样的基本假定上，即多数用户移动性发生在一个域内，因此为高效支持域内移

动性而优化路由和转发，将弥补移动 IP 域间移动性支持方面的不足。另一个假定是，基站能够支持 IP 路由。HAWAII 将网络分隔成域的一个层次结构。在每个域的层次结构顶部存在一个域根路由器。寻址到一个特定域的分组首先到达域根路由器，之后发送到移动主机。只要移动主机移动到一个域内移动时，它保留它的 IP 地址。一旦移动主机移动进入另一个域，它被指派到一个共位的转交地址，在家乡域中的家乡代理将分组以隧道方式传输到这个地址。图 2.20 给出了 HAWAII 的一个样本架构。

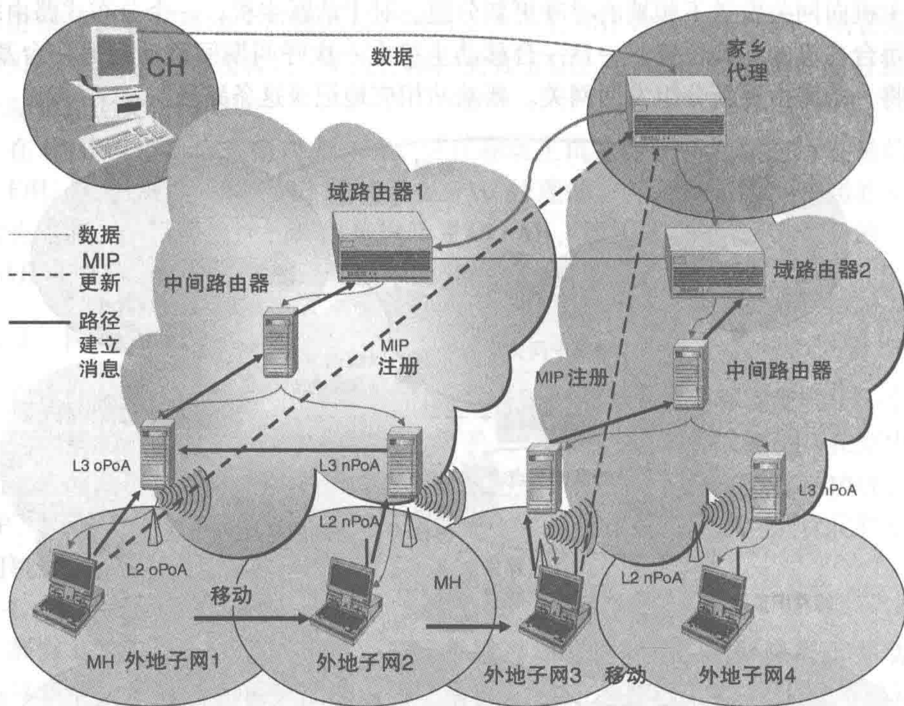


图 2.20　HAWAII 中的移动性

移动主机和域根路由器之间的路径（路由）特定于那台主机。路径是在上电期间建立的，并在移动主机移动于域根路由器和相关中间路由器期间时加以更新。移动主机周期性地刷新这个信息，这使路由器能够维护路径状态。这种思路类似于蜂窝 IP 和移动 IP 中的区域注册：在每次移动主机移动时，人们并不期望都要牵涉到一台物理上远距离的家乡代理。在这种方案中，提出四种路径建立方法，当移动主机在一个域内移动时，可用之重新建立路径状态。其中两种方法，在一个短时间段内（即直到相关路由器为特定主机更新它们的表项）将分组从老的基站转发到新基站。另外两种方法在一次切换期间不转发分组。相反，它们将分组都发往两个基站，或为可同时侦听两个基站的那些主机而单播分组。明显地，HAWAII 要求一个域中的所有路由器都增强带有移动性支持，从而使它们能够处理主机特定的路径

建立消息。

3. TeleMIP

TeleMIP（电信增强的移动IP）是一种域内移动框架，它使用一个域内范围界定的两层，并基于IDMP（域内移动协议）（Das等，2002）。图2.21给出了TeleMIP的基本架构。通过指定称作移动代理（MA）的一个域内终结点，这个架构帮助减少在一个域内移动期间的信令更新数。移动代理具有外地代理的类似功能，但在层次结构上被放置在一个较高层。这降低了由于一个域内的频繁切换所导致的信令流量。移动代理工作起来就像一个域范围的锚点，这类似于MIP-RR中的一个网关外地代理。不像其他建议的域内移动管理方案的是，IDMP使用两个动态自动配置的转交地址，路由目的地为移动节点的分组。全局转交地址（GCoA）识别移动节点到当前域的附接点，而本地转交地址（LCoA）随子网改变而改变，并识别移动节点到一个特定子网的附接点。

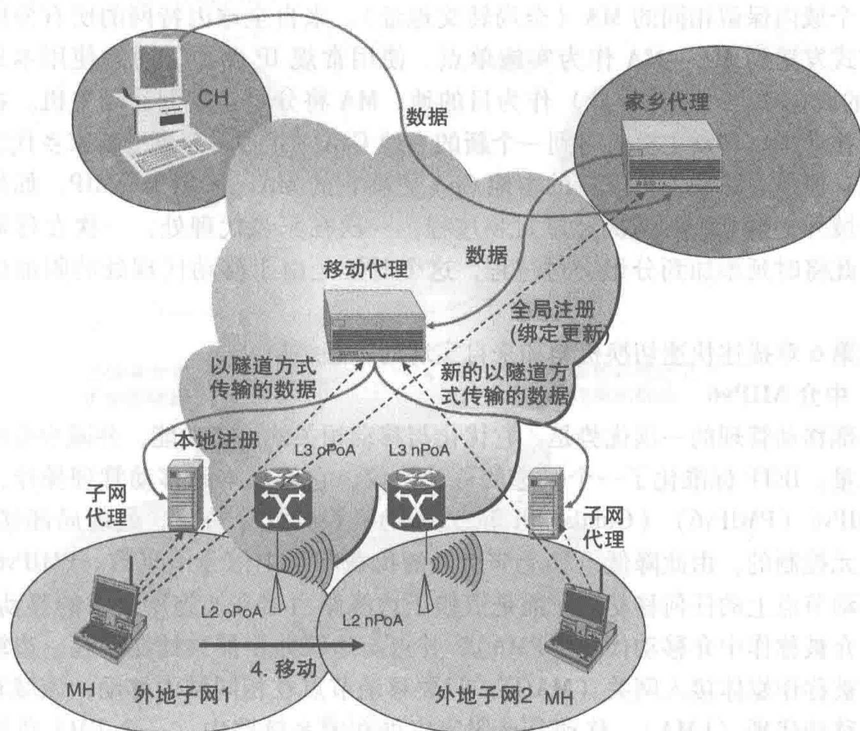


图2.21 TeleMIP中的移动性

域内更新仅被发送到MA，该更新向移动主机提供一个全局有效的转交地址。TeleMIP降低了全局更新消息的频率，原因是在层次结构中MA位于比子网较高的一层，且仅在域间移动时才发生全局更新（更新到家乡代理、通信主机等）。通过采用一种两层寻址方案，这个架构也降低了对附加公开地址（像在IPv4中）的

需求。

在 TeleMIP 中，像在蜂窝 IP 和 HAWAII 中一样，网络被分成域。每个域由移动代理的 IP 地址加以识别。域标识符作为代理通告的组成部分在每个子网中广播。每个移动代理以一个唯一的域标识符加以识别。MA 的地址也作为一个域标识符。网络保留对 MA 指派的控制。当一台移动主机首次移动进入一个域时，它得到一个全局转交地址（MA 的地址）和一个本地转交地址。MA 的全局 CoA 在注册消息中发送到 HA。移动主机也将自己（使用它的本地 CoA）注册到它的 HA。存在外地代理和 DHCP 服务器，以层次结构方式组织在一个 MA 的子网层次。这些为移动主机提供一个本地范围的地址（LCoA）识别域内移动主机的位置。MA 为移动主机提供一个全局转交地址，只要移动主机停留在域内，该地址就保持不变。

每个域被装备至少一个移动代理。但是，为在域内提供负载均衡和冗余，可提供多个 MA。仅在 MA 层次的粒度上，移动主机的位置才是已知的。一台移动主机在同一个域内保留相同的 MA（全局转交地址）。来自全球因特网的所有分组都以隧道方式发送到 MA，MA 作为实施单点。使用常规 IP 路由，通过使用本地 CoA（共位的或在一个外地代理处）作为目的地，MA 将分组转发到移动主机。在域内的后续移动中，移动主机仅得到一个新的本地 CoA。此时不需要更新家乡代理或通信主机。但是，移动主机以新的本地 CoA 更新它的 MA。采用 TeleMIP，如果分组来自于域外，则分组要两次经过封装过程，一次在家乡代理处，一次在移动代理处，由此将时延添加到分组交付过程，这个时延是由于移动代理处的附加处理导致的。

在第 6 章描述快速切换机制和来自实现的一些结果。

4. 中介 MIPv6

局部移动管理的一项优势是，它优化与移动相关的许多功能，并减少空中信令消息数量。IETF 标准化了一个候选的移动协议，它优化本地移动管理操作，称作中介 MIPv6（PMIPv6）（Gundavelli 等，2008）。设计这个协议，处理局部移动性，是由网元控制的，由此降低了移动节点上的负载和空中信令消息数。PMIPv6 没有使用移动节点上的任何移动栈，而是依赖于边缘路由器来实施所要求的移动功能。这些中介被称作中介移动代理（PMA），并可与边缘路由器共处在一起，边缘路由器经常被称作媒体接入网关（MAG）。只要移动节点在相同域内移动，该域有相同的局部移动代理（LMA），移动节点假定它处在家乡链路中。一个 PMA 负责为无状态自动配置发送正确的移动前缀（作为路由器通告的组成部分），它也作为移动节点有状态自动配置的一个 DHCP 中继代理。

现在简短地描述中介 MIPv6 的操作。当移动节点从一个 MAG 移动到另一个 MAG，且其移动受限于一个 LMA 内时，实施如下移动相关的操作：层 2 移动，采用路由器请求的方式检测一条新链路，接入认证，概要验证，中介绑定更新，以及地址重新配置。

图2.22形象地给出了与中介MIPv6操作相关联的网元。作为初始启动过程的组成部分，在移动节点连接到一个新的附接点之后，或在移动到一个新的域之后，要向指定的AAA服务器认证接入。在这个过程期间，PMA向LMA发送一条绑定更新，带有特定于移动节点之家乡前缀的PMA的地址。在没有预存在隧道的情况下，这个过程帮助建立LMA和相应PMA之间的一条隧道。移动节点使用包括在路由器通告中的前缀和接口id（可由PMA指派或移动节点自身产生的）配置它的地址。在移动到新接入网络之后，如果新PMA通告相同的前缀，那么新节点的IP地址不做改变。在移动节点上不期望采用一条隧道，原因是隧道会向无线跳增加额外的处理和带宽约束。当移动性受限于一个域内且无线服务提供商不想以在移动节点和HA之间建立一条隧道而过载移动节点的协议栈时，一个基于中介MIPv6的移动协议是首选的。图2.23给出了这样的事件序列，此时移动节点从以前的附接点离开并连接到一个新的附接点。

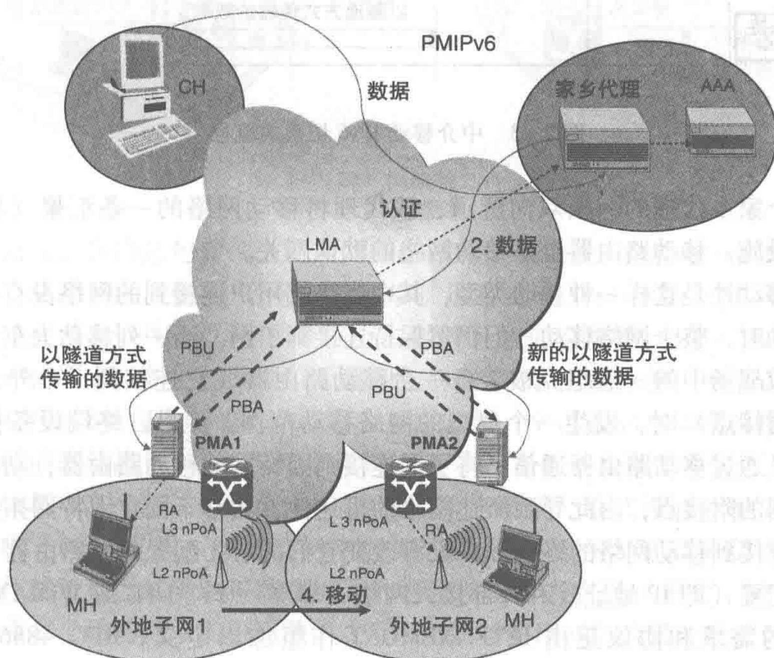


图2.22 中介移动IPv6

2.7.3 网络移动性

一个移动网络是一个网络分段或子网，它可移动并附接到路由基础设施中的任意点。一个移动网络仅可通过特定网关（称作移动路由器，它管理移动网络的移动操作）加以访问。移动网络有至少一台移动路由器服务它们。一台移动路由器在附接点处（即在拜访网络中）没有将移动网络路由分发到基础设施。相反，它

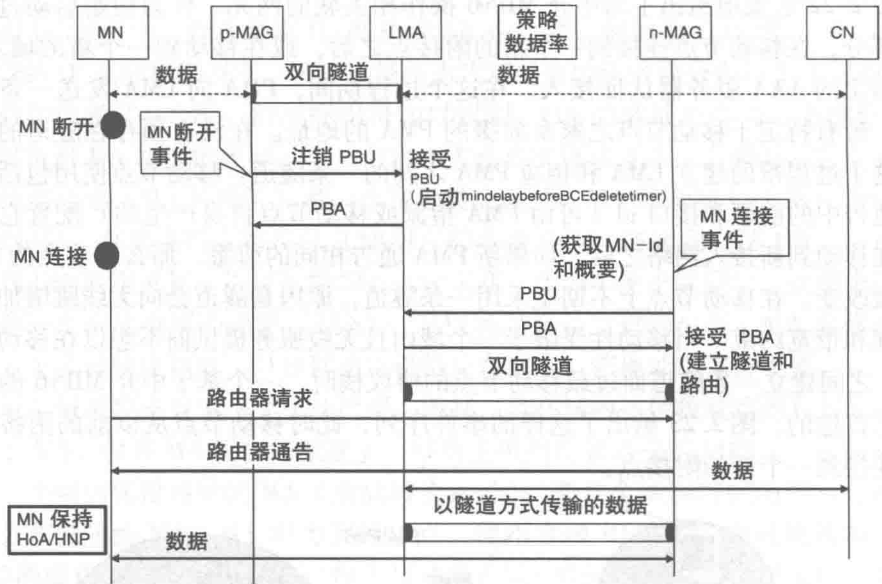


图 2.23 中介移动 IPv6 切换的流程

维护到一个家乡代理的一条双向隧道，该代理将移动网络的一条汇聚（路由）通告到基础设施。移动路由器也是移动网络的默认网关。

网络移动性是这样一种移动类型，其中当终端用户连接到的网络没有做相对于子网的移动时，整个网络移动，但仍然保持连接到子网。当一列移动火车、一辆移动公交车或战场中的一辆坦克被装备一台移动路由器（它连接到一个外部网络并改变它的附接点）时，发生一个典型的网络移动范例。但是，终端设备保持连接到子网，且通过移动路由器通信。将子网连接到因特网的移动路由器，动态地改变它到因特网的附接点，由此导致所述网络的可达性，相对于固定因特网拓扑而发生改变。在连接到移动网络的终端设备没有改变它们的层 3 配置时，路由器可改变它们的层 3 配置（即 IP 地址）和外部接入网络（即 Wi - Fi、LTE 或 WiMAX）。对网络移动性的需求和协议正由 IETF NEMO 工作组加以定义。RFC 4886（Ernst, 2007）定义网络移动性支持的目标和需求。RFC 3963（Devarapalli 等，2005）描述对 IPv6 网络之网络移动性的基本协议支持，而 RFC 5177（Leung 等，2008）细化针对移动 IPv4 的网络移动性扩展。NEMO 基本支持确保对移动网络中所有节点的会话连续性，即使当移动路由器改变它到因特网的附接点时也是如此。当它移动时，它也为移动网络中的所有节点提供连接和可达性。图 2.24 形象地给出网络移动性的一个典型类型。它描绘这样一个场景，其中网络可在一个域内或两个域之间移动。

下面简短地描述 NEMO 的信令方面。NEMO 信令是采用扩展的 MIP 消息实现



图 2.24　网络移动性

的。具体而言，各消息包含一个附加的路由器（R）标志，表示是一台移动路由器而不是一个移动节点。使用 IPv6 中的移动扩展首部和 IPv4 中的 UDP 控制消息传递，发送这些消息。NEMO 使用的两个主要消息是绑定更新（BU）和绑定确认。移动路由器使用 BU 将一个新的 CoA 通知它们的 HA，由此也将一个新的因特网附接点通知它们。BU 包含新的 CoA、路由器标志和一个可选的移动网络前缀（用来更新网络的前缀信息）。在接收到一条 BU 时，HA 发送一条绑定确认。

NEMO 基本支持协议定义 NEMO 的两个操作模式：隐式模式和显式模式。在隐式模式中，BU 不包含一个移动网络前缀选项。相反，HA 必须采用 NEMO 基本支持协议外的某种方式确定移动路由器的网络前缀。当在显式模式中时，所有 BU 包含一个或多个移动网络前缀选项。之后 HA 能够使用网络前缀选项设置移动路由器的绑定。

最后，NEMO 基本支持协议规范来去移动网络的分组路由。由一个通信节点发送到一个 MN（移动节点）的分组，直到分组到达 HA 之前，使用标准路由在因特网上路由。HA 截获分组并将它们封装到一条到移动路由器的隧道中。移动路由器解封装分组，并将它们路由到 MN。在反向流量被路由到通信节点之前，它们必须以反向隧道方式发送到 HA。基本支持协议规范双向隧道，以便仅有移动路由器和 HA 需要知道网络移动性，也预防防火墙丢弃分组。一些防火墙将丢弃分组以预防分组的源地址（家乡地址）不匹配分组所发送网络时的欺诈行为。

2.7.4 传输层移动性

存在几种传输层移动性解决方案。TCP 迁移（Snoeren 和 Balakrishnan，2000）为 TCP 提出一个新的迁移选项集，它提供网络层解决方案的一个纯粹终端系统替代方案。采用这种扩展，已建立的 TCP 连接可由一个 TCP 对端悬挂，并从另一个 IP 地址重新激活，此时没有第三方介入，例外是为定义移动主机要牵涉到动态 DNS 更新。但是，这种方法要求修改终端处的传输协议。MSOCKS（Maltz 和 Bhagwat，1998）是另一种传输层解决方案，它在一个网络中间引入一个中介，并构建在 SOCKS 协议（Leech 等，1996）（经常用于防火墙穿越）之上。在移动主机移动且其地址发生改变时，中间中介帮助拼接 TCP 连接。传输协议 SCTP（流控传输协议）（Stewart 等，2000）也添加对移动性的支持。它提供一项内建的 ADDIP 功能特征（Koh 等，2003），当移动主机的 IP 地址改变时，它提供连续性支持。图 2.25 给出，当由于一个移动节点的移动导致通信的中断时，拼接一条 TCP 连接。

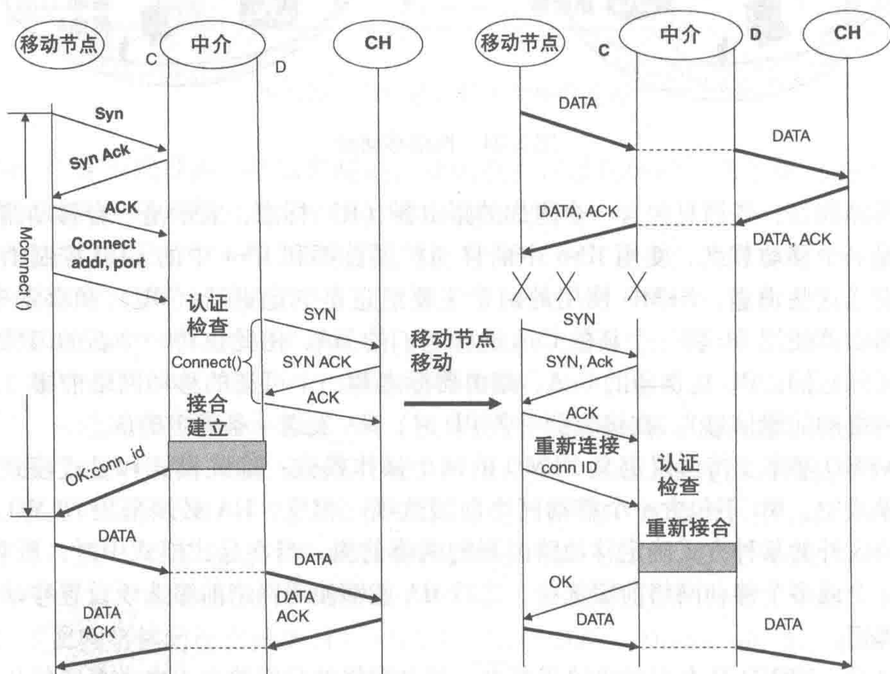


图 2.25 基于 MSOCKS 的移动性

2.7.5 应用层移动性

应用层移动性使用会话初始协议（SIP）（Rosenberg 等，2002）作为低层信令机制，提供一种基于主机的移动解决方案。这种机制不依赖网络中的一个家乡代理

或外地代理，它也不要求在终端主机中的其他移动软件。图 2.26 给出了基于 SIP 移动性的功能组件。就像其他移动协议一样，基于 SIP 的移动性指一个类似场景，其中移动主机在两个不同子网之间移动，且在该过程中改变它的层 2 和层 3 附接点。就像 MIPv6 和 MIP - LR 情形中的直接绑定更新一样，基于 SIP 的移动性管理使用一条再次邀请（re - INVITE）通知通信主机，作为实施一次直接绑定更新的方式，这帮助更新通信主机中的绑定缓存。由此，使用一条优化的直接路径，交付数据。基于 SIP 的应用层移动性可支持各种移动机制，如个人移动性、服务移动性和终端移动性。作为在本书中所给出研究的组成部分，针对基于 RTP 和 TCP 的应用的基于 SIP 应用层移动性协议进行了试验，并为基于 SIP 的应用层移动协议设计了几项优化技术。在第 6 章描述了基于 SIP 移动性管理的这些优化技术。

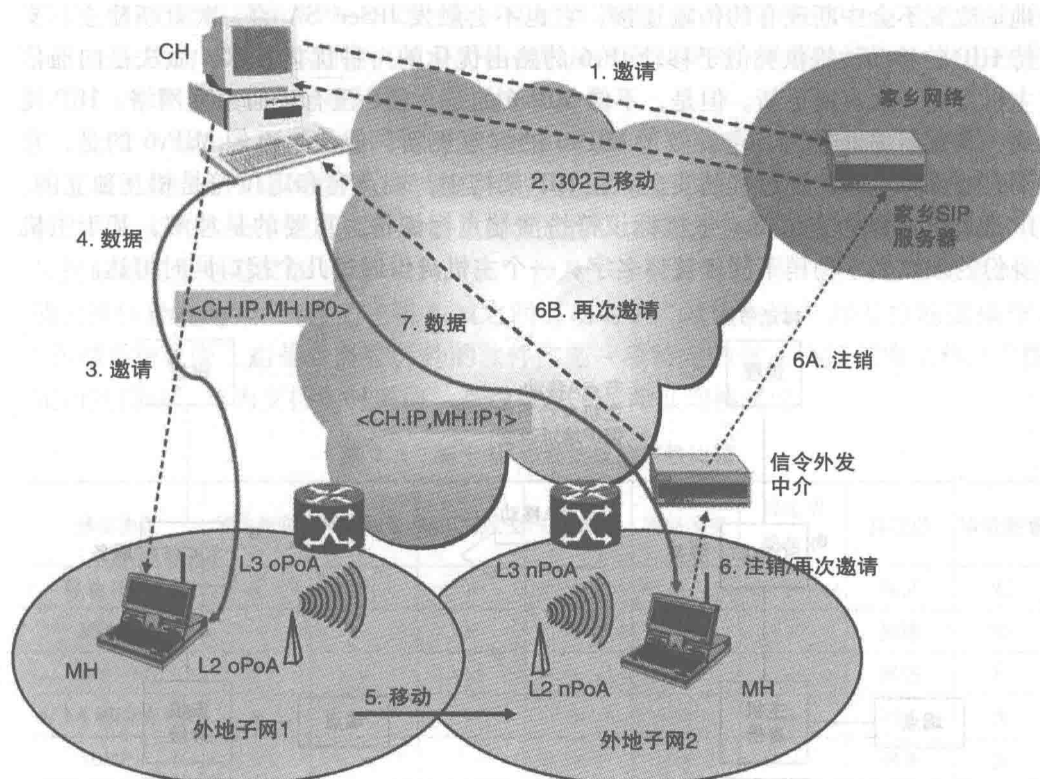


图 2.26　基于 SIP 的移动管理

2.7.6　主机身份协议

HIP（Moskowitz 和 Nikander，2006）定义网络互联层和传输层之间的一个新协议层，以透明于网络层和传输层的方式提供终端移动性。所建议的主机身份名字空间处理现有 IP 和 DNS 名字空间之间的一些重要隔阂（important gap）。主机身份名

字空间由主机标识符（HI）组成。一个主机标识符从其本质看是密码学方式的，是一个非对称密钥对的公开密钥。每个主机身份唯一地标识单个主机。采用这种方式，IP 地址可以一种安全方式与较高层应用解耦，当终端主机到处移动时，它们可由一个公开密钥加以认证。公开密钥是一个非对称密码学密钥对的一个组成部分，被用作密码学身份认证的一个公开已知的标识符。通过将网络层和传输层解耦，应用和传输连接可独立于任何低层 IP 地址的改变，由此为主机移动性、主机多穴连接和网络地址转换提供替代解决方案。HIP 的一个潜在优势是，它可直接与 IP 安全协议 IPSec 集成。图 2.27 给出，无论何时 IP 地址改变时，端点地址和定位符是如何隔离开的。

因为 IPSec 安全关联（SA）绑定到主机标识符，而不是绑定到地址，一次 IP 地址改变不会中断现有的传输连接，它也不会触发 IPSec SA 的一次重新建立。支持 HIP 的移动性提供类似于移动 IPv6 的路由优化的一种优化技术，做法是向通信主机发送一次直接更新。但是，不像 MIPv6 的是，HIP 没有任何家乡网络。HIP 使用一条重新编址分组，它类似于 MIPv6 的绑定更新。但是，不像 MIPv6 的是，它固有地保障重新编址过程的安全。在 HIP 架构中，端点名和定位符是相互独立的。IP 地址继续作为定位符。主机标识符扮演端点标识符。重要的是理解，基于主机身份的端点名字稍稍不同于接口名字；一个主机身份通过几个接口同时可达。

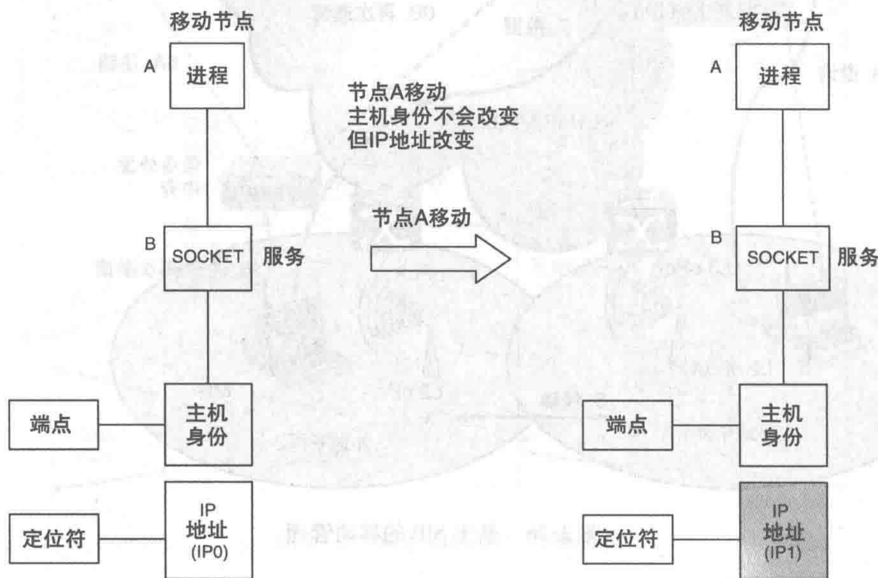


图 2.27　主机身份协议

2.7.7 MOBIKE

MOBIKE（IKEv2 移动性和多穴连接）（S. Eronen，2006）是 IKEv2（Kaufman，

2005）的一个扩展，它提供如下机制，使带有 VPN（虚拟专网）连接的移动客户端在其层 3 切换期间不需要拆除现有安全关联。在基本 IKEv2 协议中，IKE SA 和隧道模式 IPSec SA 是在 IP 地址（当建立一个 IKE SA 时使用这些地址）之间隐式地创建的。当移动主机移动时，其 IP 地址改变，导致对一个新的 IKE 过程以及移动主机新 IP 地址和 VPN 网关之间的一个新安全关联。这个过程导致次优操作和媒体中断。但是，MOBIKE 支持与 IKEv2 关联的 IP 地址和隧道模式 IPSec 安全关联被修改，做法是发起附加的信令消息，如 UPDATE_SA_ADDRESS。作为一项实际应用，当移动主机本身改变它的地址（由于网络附接点的一次改变），一个移动 VPN 客户端可使用 MOBIKE 保持与 VPN 网关的连接处于活跃状态。类似地，如果当前在用的接口停止工作，一台多穴连接的主机可使用 MOBIKE 将流量转到一个不同接口。对于处理移动 VPN 环境中客户端的移动性，MOBIKE 也许是首选的移动协议，在这样的环境中移动主机不需要任何附加的家乡代理。在第 6 章中，提出改善一个 VPN 环境中切换时延性能的优化技术。

表 2.3 给出了用于无线因特网的一些基于 IP 的可用移动管理协议的定性比较。在这项比较中仅考虑网络层、传输层和应用层移动协议。在旁边带有一个星号的移动协议，是在本书中进行试验和描述的候选协议。对这些协议进行比较所采用的度量指标可简短地定义如下。“域内封装”涉及一个额外封装层（由网络中的额外打隧道操作导致的）。当移动主机在域之间移动时，“域内封装”涉及打隧道操作。“终端系统改变”指是否需要另外的软件实施一项特定的移动协议正常工作。“快速切换技术”指为支持实时通信，是否可进一步降低切换时延。

表 2.3　基于 IP 移动协议的定性比较

移动协议	域内封装	域间封装	端系统改变	三角路由	网络改变	快速切换技术	移动层	移动类型
移动 IPv4 *	×	×	×	×	—	—	网络	宏
MIPv6 *	—	—	×	—	—	×	网络	宏
MIP - RO	×	×	×	—	—	—	网络	宏
由 FA 辅助的 MIP	×	×	—	×	×	×	网络	宏
IDMP *	×	×	—	×	×	×	网络	微
采用 LR 的 MIP *	—	—	×	—	—	×	网络	宏
蜂窝 IP *	—	×	—	×	×	×	网络	微
HAWAII	—	×	×	×	×	×	网络	微
MSOCKS	—	—	×	—	×	—	传输	宏
TCP - 迁移	—	—	×	—	×	—	传输	宏
SIP *	—	—	—	—	—	×	应用	宏

注：×，是；—，否。

2.7.8 IAPP

IEEE 802.11f 定义一项建议实践，该实践描述一个服务访问点（SAP）、服务原语、一个功能集合和一个称作访问点间协议（IAPP），IAPP 使各 AP 在一个共同 DS（分发系统）上互操作，其中使用 TCP/IP 或 UDP/IP 上的骨干网在各 AP 之间携带 IAPP 分组。802.11f 也利用一个 RADIUS 服务器，将一个 AP 的 BSSID 映射到分发系统上它的 IP 地址，并将密钥分发到各 AP，支持 AP 之间的安全通信。当移动站从一个 AP 漫游到另一个 AP 时，IAPP 有助于 AP 之间的信息交换。IAPP 也便利 ESS（扩展服务集）的创建和维护，支持 STA（站）的移动性，并支持 AP 实施在一个给定时间每个 STA 单一关联的需求。当一个站从一个基站子系统移动到相同 ESS 内的另一基站子系统时，IAPP 支持将与那个移动站有关的数据从老 AP 传递到新 AP。主要目标是每当站移动时，降低发生在无线媒介上的信令总量。这也加速了切换。存在两个主要 IAPP 规程，即关联和再次关联。IAPP 规程由接入点管理实体（APME）发起。IAPP 关联过程由如下原语组成，即 MLME - 关联（MLME - Associate）、添加请求（ADD. request）、Layer2 Update Frame（层 2 更新帧）、添加通知（ADD. notify）、添加指示（ADD. indication）和添加确认（ADD. confirm）。IAPP 再次关联过程由如下原语组成：MLME - 再次关联（MLME - Reassociate）、移动请求（MOVE. request）、移动通知（MOVE. notify）、移动指示（MOVE. indication）、移动响应（MOVE. response）和移动确认（MOVE. confirm）消息。存在由触发一条 IAPP - 缓存请求（IAPP - CACHE. request）发起的第三个规程，在邻接 AP 中缓存语境，以便有利于快速漫游。现在简短地描述关联过程中的各个步骤。当一个站成功地关联到 AP 时，MLME 发送 MLME - 关联（MLME - Associate）消息。添加请求（ADD. request）包含站的 MAC 地址和关联请求帧的序列号。层 2 更新帧被发送到分发系统，更新所有层 2 设备，如网桥。在这条消息之后，将添加通知（ADD. notify）发送到所有 IAPP 组播 IP 地址。添加指示（ADD. indication）原语通知新关联的较老 AP，从而如果该站以前关联到一个 AP，则那个 AP 对该站解关联。图 2.28 给出了关联过程期间协议的交互通信，图 2.29 给出了当客户端重新关联到接入点时所发生的情况。

IAPP 支持协议序列。一个协议序列是在 APME 接收到一条 MLME - 关联指示（MLME - ASSOCIATE. indication）之后由触发 IAPP - 添加请求（IAPP - ADD. request）发起的。第二个协议序列由 APME 接收到一条 MLME - 重新关联指示（MLME - REASSOCIATE. indication）之后由触发 IAPP - 移动请求（IAPP - MOVE. request）发起的。第三个协议序列由触发 IAPP - 缓存请求（IAPP - CACHE. request）发起的，缓存在邻接 AP 中的语境，以便利快速漫游。

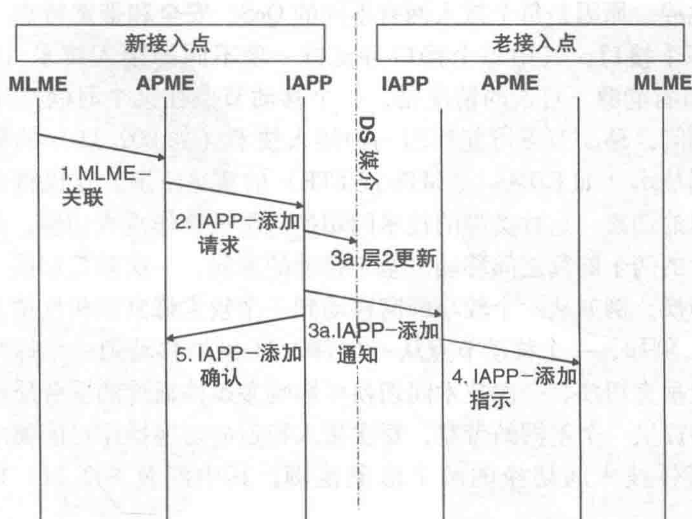


图 2.28　IEEE 802.11f 关联

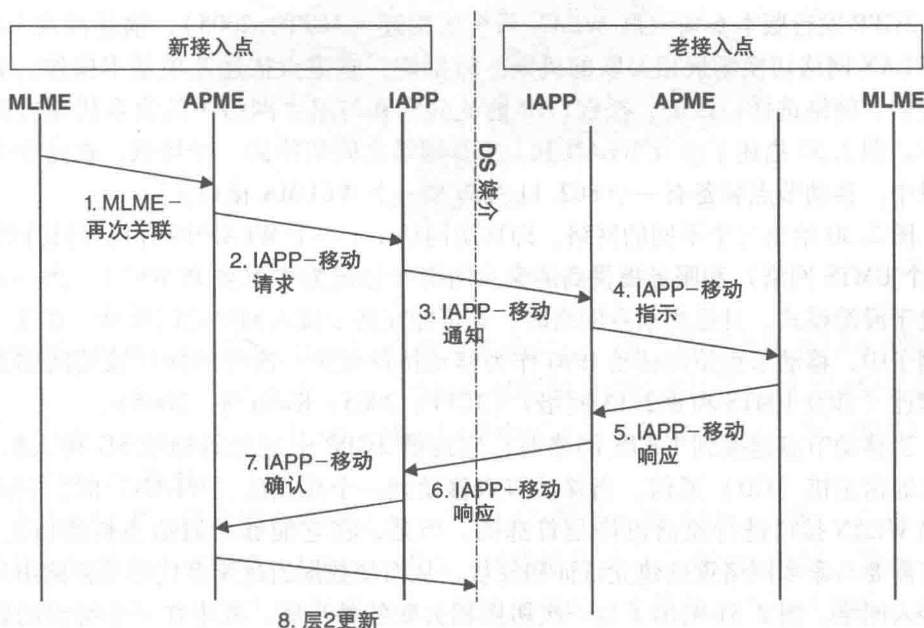


图 2.29　IEEE 802.11f 再次关联

2.8 异构切换

支持异构接入网络间（即 802.11、CDMA2000、UMTS 和 LTE 网络）的终端切

换，是一项挑战，原因是每个接入网有不同的 QoS、安全和带宽特点。一个移动节点可装备有多个接口，其中每个接口可支持一项不同的接入技术（如 802.11 或 CDMA)。为节省能源，首选的情况是，一个移动节点在某个时间采用一个接口通信。在切换期间，移动节点可能移出一种接入技术（如 802.11）的覆盖范围，并进入一种不同技术（如 CDMA、UMTS 或 LTE）的覆盖范围。这也将要求在移动节点上通信接口的切换。这种类型的技术间切换经常被称作垂直切换，原因是移动节点在不同尺寸的两个蜂窝之间移动。基于移动的方向，一次垂直切换可被称作向上或向下垂直切换，例如从一个较小蜂窝移动到一个较大蜂窝或相反情况（Stemm 和 Katz，1998)。例如，一个移动节点从一个 802.11 网络移动到一个蜂窝网络，可被看作一次向上垂直切换。一次技术间切换可影响多媒体通信的服务质量，原因是每个接入网络将提供一个不同的带宽，每次接入特定的切换操作可能要求不同总量的资源。这里提供技术间切换的两个形象范例，其中涉及 802.11、UMTS 和 LTE 网络。

2.8.1 UMTS - WLAN 切换

3GPP 发行版本 6 对互联 WLAN 系统的描述（3GPP，2005)，描述涉及 UMTS 和 WLAN 网络切换场景相关联的机制。特别地，它重点描述几项基本操作，如网络通告、网络选择、认证、授权、IP 地址分配和与家乡网络中的家乡代理打隧道操作。图 2.30 描述了涉及 WLAN 和 UMTS 网络之间切换的一个场景。在这个特定场景中，移动节点装备有一个 802.11 接口和一个 WCDMA 接口。

图 2.30 给出三个不同的网络，即拜访网络 1（一个 WLAN 网络)、拜访网络 2（一个 UMTS 网络）和服务提供商的家乡网络（标记为“家乡 PLMN”)。当一名用户处于漫游模式，且远离家乡网络时，它可能在两个接入网络之间移动。在这个特定例子中，移动节点使用移动 IPv6 作为移动协议维护一次技术间切换期间的会话连续性（涉及 UMTS 和 802.11 网络）(3GPP，2005；Kwon 等，2005)。

当移动节点连接到 UMTS 网络时，它遵循 3GPP 中定义的标准 3G 接入机制，并与通信主机（CH）通信。当移动节点移动到一个热点区（WLAN）时，它通过它的 WLAN 接口进行通信也许是首选的。但是，在它能够与通信主机通信之前，它将需要与家乡网络重新建立认证和授权，从而使数据通过家乡代理重新路由到新的接入网络。图 2.31 给出了与一次切换相关联的各步骤，其中在一个特定的媒体会话期间，一个移动节点从一个 WLAN 网络移动到一个 UMTS 网络，之后回到 WLAN 网络。

在从一个接入网络切换到另一个接入网络期间，移动节点需要经过第 3 章中描述过的几个步骤，即新的接入网络发现，一个新的层 3 标识符（如一个 IP 地址）的获取，使用一个 VLR/AAA 中介与家乡网络中 HSS 之家乡网络认证，采用一次绑定更新的方法将新 IP 地址通知家乡代理，以及重新建立隧道（在 MIP 的情形中），

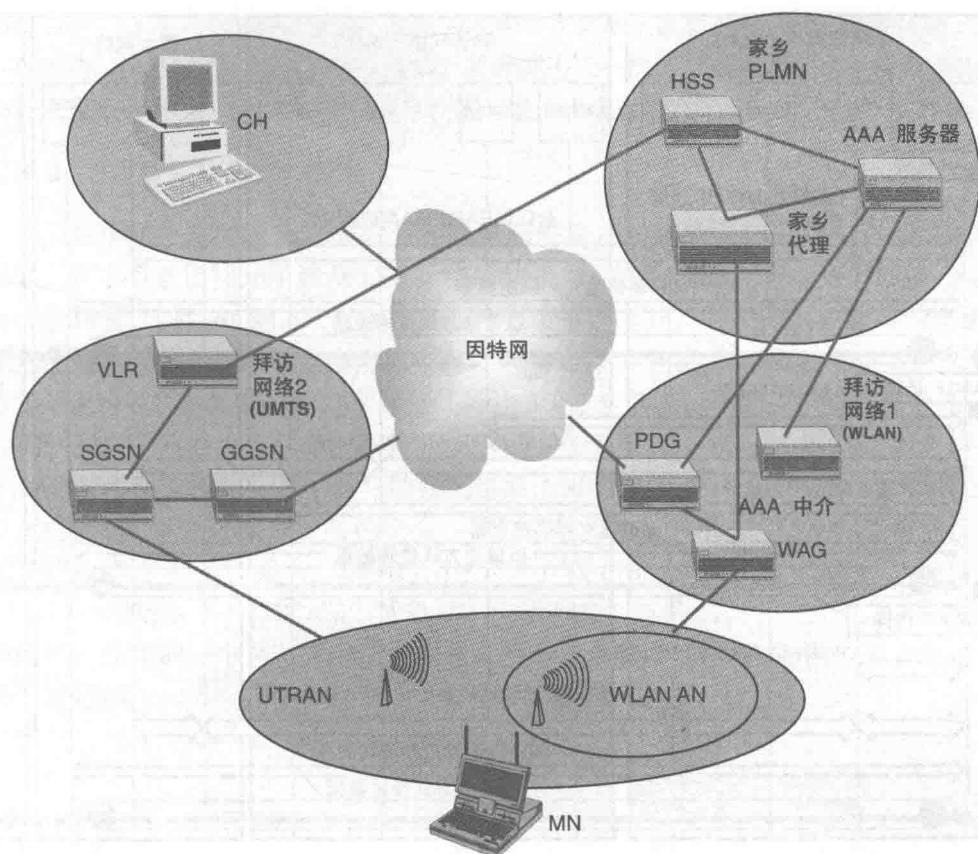


图 2.30 UMTS - WLAN 切换场景

从而使数据可被重定向到新接入网络中的移动节点。当移动节点从 WLAN 网络移动到 UMTS 网络，之后再次返回时，这将确保维护会话的连续性。现在简短地描述移动节点 WLAN 漫游和来回切换 UMTS 网络中所涉及的步骤（Kwon 等，2005）。

1. WLAN 漫游

首先假定多穴移动节点移动进入一个 WLAN 覆盖区域（如一个 Wi - Fi 热点）。虽然热点区域有广域网络（UMTS）覆盖，但依据移动节点的连接偏好，移动节点倾向于连接到 Wi - Fi 网络。当移动节点激活接口时，它检测到 WLAN 信号，选择接入点，并在层 2 实施关联。在层 2 关联之后，移动节点从 DHCP 服务器得到一个本地 IP 地址。这个地址可以是一个 NAT 地址。一旦移动节点有基本连接时，它通过拜访网络中的 AAA 中介，实施与家乡网络中 AAA 服务器的 EAP - AKA 认证。在成功认证之后，UE 选择分组数据网关（PDG），并从家乡代理得到一个新的 IP 地址。在多数情形中，家乡代理和 PDG 是共位的。假定 MIPv6 被用作移动协议，接下来在 UE 和 PDG 之间建立一条安全的双向隧道。现在通信主机和移动节点之

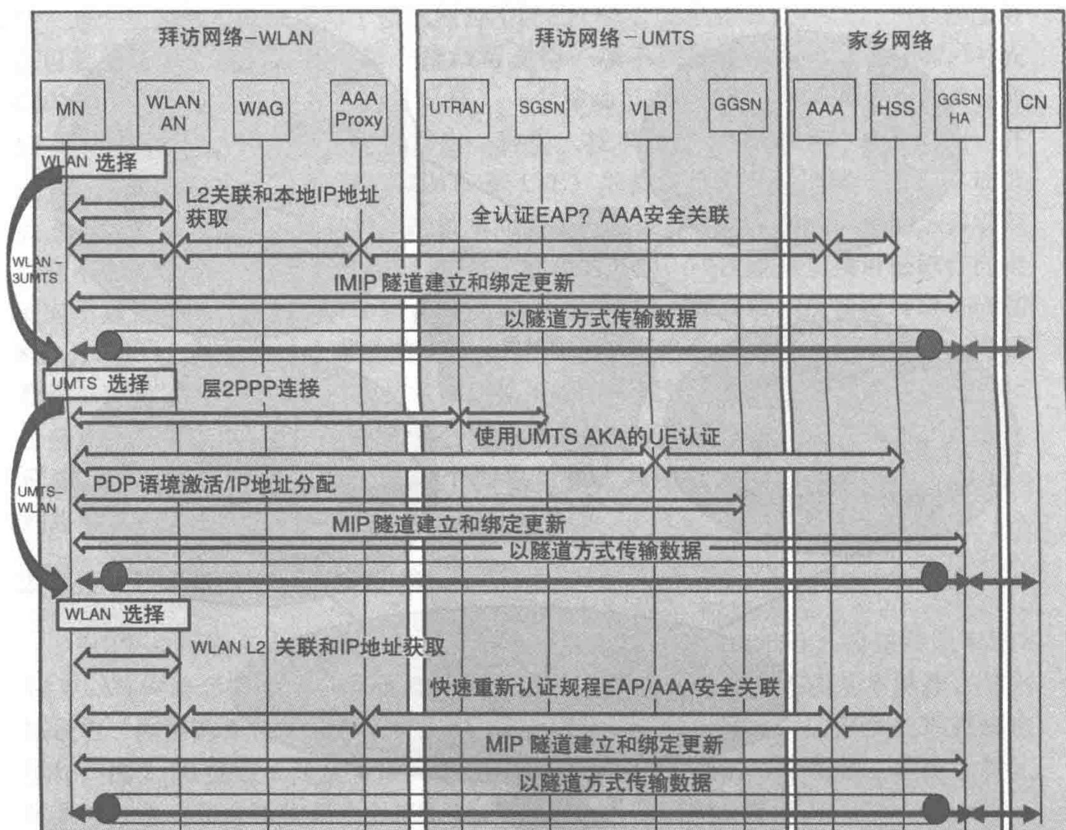


图 2.31　UMTS - WLAN 切换期间的流程

间通过家乡网络进行通信。这里略去了一些移动优化技术，如路由优化。

2. 从 WLAN 到 UMTS 的切换

当移动节点从 WLAN 覆盖区域离开时，它准备发现可用的无线电网络，并寻找 UMTS 接入网络。UE 请求一个 UMTS 附接规程，并使用 AKA 规程向 HSS 认证自己。在 PDP 语境激活之后，UE 在拜访网络中接收由 GGSN 分配的一个新 IP 地址。之后 UE 向家乡网络中的家乡代理发送一条绑定更新。在一个成功的绑定更新规程之后，移动节点继续在一条隧道之上与通信主机通信。但是，虽然在这次切换期间维持了会话连续性，但这些步骤不包括可应用于这些步骤中每个步骤的优化技术。在 11.3.1 节中描述的媒体无关预认证框架，也可应用于 WLAN - UMTS 切换期间优化切换操作。

3. 从 UMTS 到 WLAN 的切换

在移动节点连接到 UMTS 网络并处在会话中时，它可移动进入一个热点区域，检测一个 WLAN 信号，并决定切换。在这次切换期间，移动节点通过类似于 WLAN 漫游情形中那些步骤的一个步骤集，它得到一个本地 IP 地址。但是，如果在 WLAN 到 UMTS

切换期间，得到一个重新认证 id，则它可实施一次重新认证而不是一次完整的认证。在一次成功的认证之后，UE 与 PDG 通信，并得到用于一次绑定更新的一个远端 IP 地址。一旦完成绑定更新，UE 继续通过家乡代理与通信主机通信。

2.8.2　LTE – WLAN 切换

为提供高速连接以及期望的服务质量和终端用户体验，运营商正在部署 LTE 网络。在本章前面描述了涉及 LTE 网络的技术内切换。但是，考虑到 Wi – Fi 热点的大量部署，LTE 和 WLAN 联网在重要性方面得到提升。通过提供较廉价的漫游、较好的室内覆盖和卸载数据密集的流量，Wi – Fi 热点将弥补 LTE 的不足。图 2.32 形象地说明了两种类型的 WLAN 网络［即由 3GPP 运营商运营的一个被信任的 Wi – Fi 网络和由汇聚提供商（aggregator）运营的一个不被信任 Wi – Fi 网络］如何与一个 LTE 核心网互操作。不被信任的模型包括任何类型的 Wi – Fi 接入，它们不在运营商的控制之下或不提供足够的安全。被信任的接入指采用空中加密和安全认证的运营商构建的 Wi – Fi 接入。该图给出三种不同类型的 UE：①通过 eNodeB 连接到一个 LTE 网络的一个蜂窝 UE；②通过一个运营商拥有的热点（一个非 3GPP 安全的网络）连接的一个 Wi – Fi UE；③通过一个公众热点（非 3GPP 的、不安全的网络）连接的一个 UE。

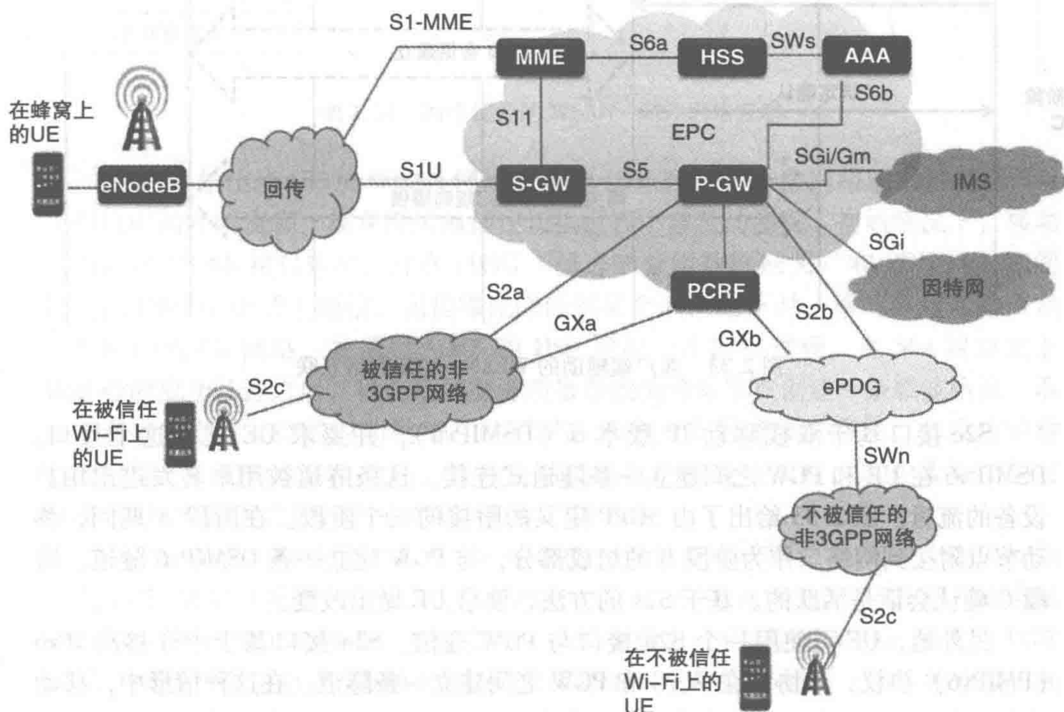


图 2.32　LTE – WLAN 网络互联

首先讨论 UE 连接到信任的非 3GPP 接入网络的场景。在这种情形中，UE 可使用一个 S2a 或一个 S2c 接口访问 PGW（PDN 网关）。图 2.33 和图 2.34 给出了这两种情形的详细呼叫流程（3GPP，2009），描绘了当移动节点处在 WLAN 网络中时的初始附接规程。在这两幅图中，被信任的非 3GPP 接入网络代表 Wi－Fi 网络［包括 WAG（无线接入网关）］。

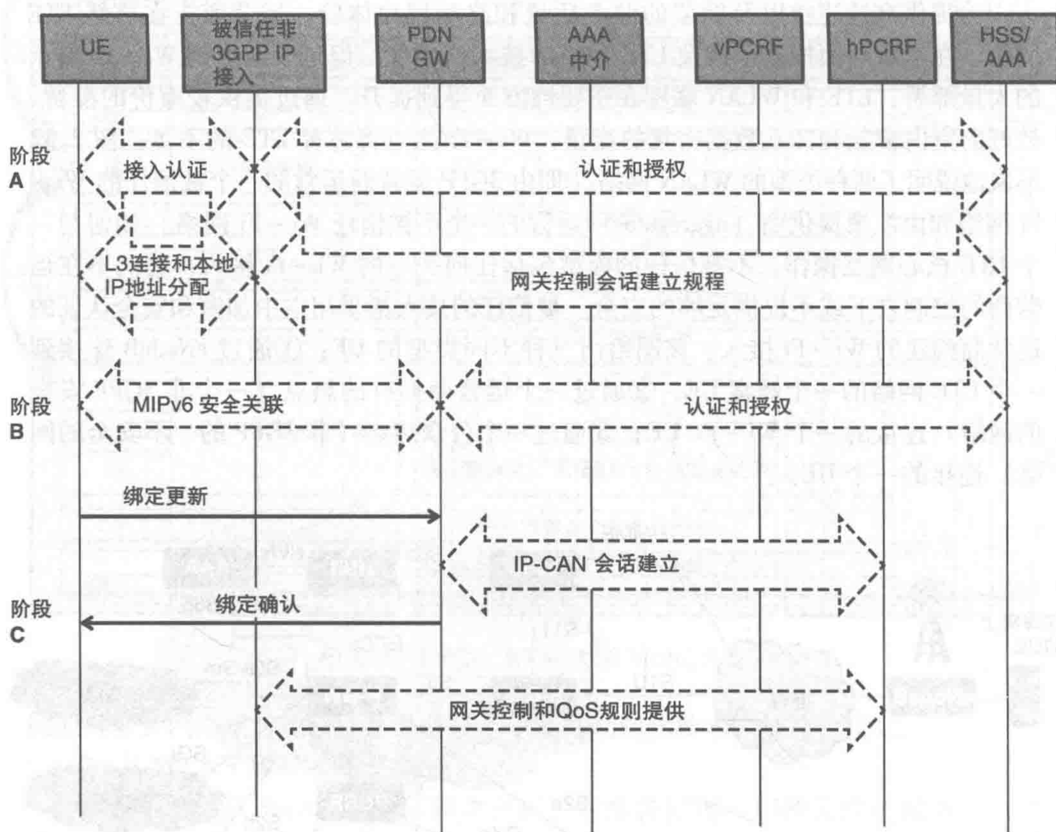


图 2.33　客户端辅助的 WLAN－LTE 网络互联

S2c 接口基于双栈移动 IP 版本 6（DSMIPv6），并要求 UE 支持这个接口。DSMIPv6 在 UE 和 PGW 之间建立一条隧道式连接。这条隧道被用来转发进出用户设备的流量。图 2.33 给出了由 3GPP 定义的附接的三个阶段。在阶段 A 期间，移动节点附接到网络。作为阶段 B 的组成部分，与 PGW 建立一条 DSMIPv6 隧道。阶段 C 确认会话是活跃的。基于 S2c 的方法，要求 UE 做出改变。

另外地，UE 可使用一个 S2a 接口与 PGW 通信。S2a 接口基于中介移动 IPv6（PMIPv6）协议，该协议在 WAG 和 PGW 之间建立一条隧道。在这种情形中，移动功能驻留在 WAG 上，并为客户透明地提供移动 IP 功能。移动客户端不必改变它的 IP 地址。基于 S2a 的方法，消除了对客户端软件的需要（即不需要客户端软件）。

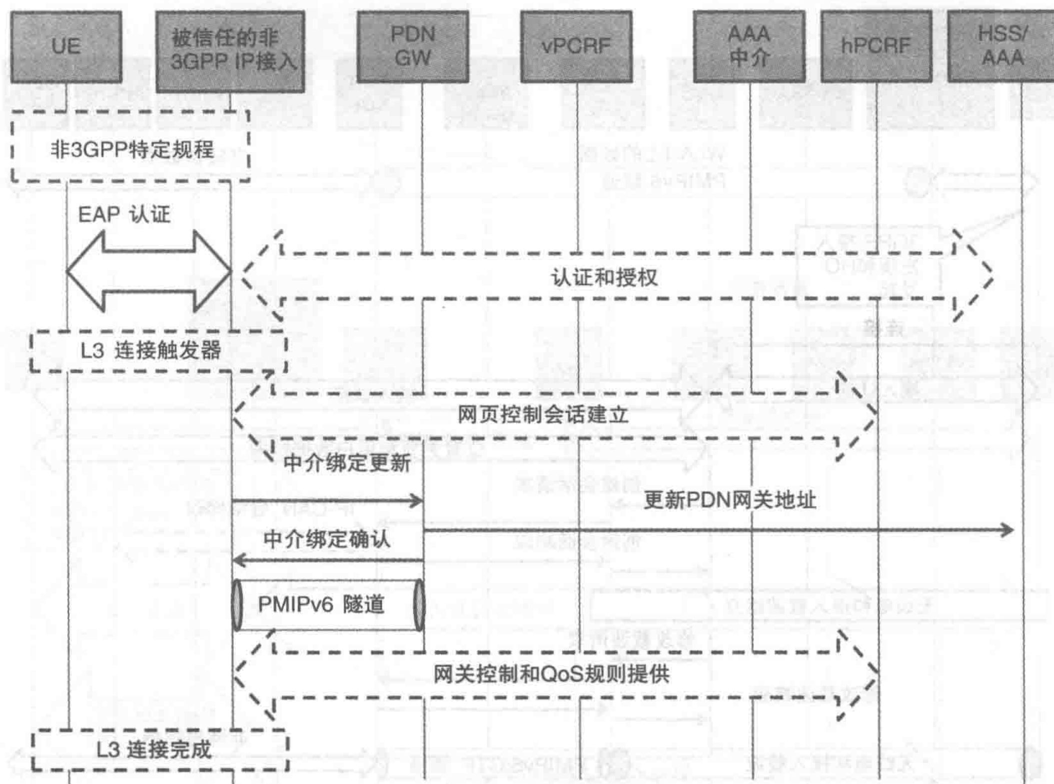


图 2.34　网络辅助的 WLAN - LTE 网络互联

图 2.35 给出当 UE 从 WLAN 网络切换到 LTE 网络时一次网络辅助的基于 S2a 之切换中的呼叫流程。现在简短地描述切换过程中涉及的步骤。初始情况下，移动节点使用 WLAN 接口连接，并在 ePDG（演进的分组数据网关）和 PDN 网关之间建立的 PMIPv6 隧道上通信。当信噪比降低到某个阈值之下时，移动节点开始搜索一个可用的 4G 网络，并通过 MME 和 HSS 发起一次附接过程。在 S6a 接口之上 HSS 处的成功认证之后，以合适的服务质量参数为移动节点创建一条载波路径。取决于移动节点所支持的应用类型，以不同的 QoS 参数创建载波路径。在成功的载波路径建立和无线电建立之后，现有会话的数据连接发生改变。现在数据穿越在 SGW 和 PDN 网关之间建立的 PMIPv6/GTP 隧道中。

但是，在客户端辅助的基于 S2c 辅助的切换情形中，客户端使用 DSMIPv6 协议与 PGW 通信（见图 2.36）。当客户端在一个非 3GPP 网络上时，UE 建立到合适 PGW 的一条 DSMIPv6 隧道，并被指派一个转交地址。UE 使用 MIPv6 隧道与 PGW 通信。但是，当移动节点切换回到 3GPP 网络时，它不需要得到一个新的地址，相反使用 SGW 和 PGW 之间的现有 PMIPv6/GTP 隧道。

在第二个场景中，当 UE 连接到一个不被信任的公开 Wi - Fi 网络时，它使用

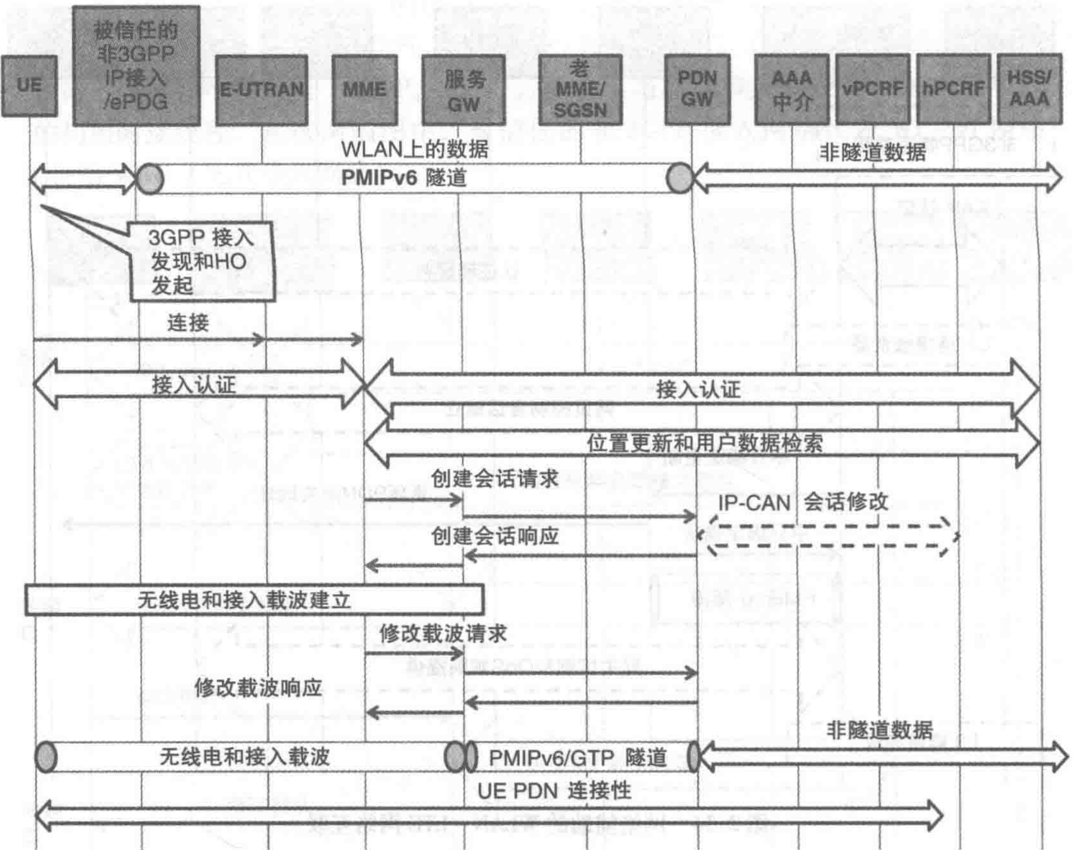


图 2.35 基于 S2a 的 WLAN－LTE 切换的流程

SWn 和 S2b 接口通过一个 ePDG 访问 PGW（3GPP，2009）。在这种情形中，UE 必须通过 SWu 接口上的不被信任 WLAN 网络与 ePDG 建立一条安全隧道。类似于被信任网络的场景，切换可以是客户端辅助的或网络辅助的。对于网络辅助的切换，基于 PMIPv6 的 S2b 接口，提供类似于 S2a 那些能力的切换能力。在这种情形中，ePDG 像一台 MAG（媒体接入网关）一样工作，而 PGW 向一个 LMA（本地移动代理）一样工作。图 2.37 形象地说明了网络辅助的从 WLAN（不被信任的非 3GPP 网络）到 LTE 网络的切换。

图 2.38 形象地给出客户端辅助的从 WLAN（不被信任的非 3GPP 网络）到 LTE 网络的切换。在这种情形中，S2c 接口被用来在不被信任的接入网络之上的客户端辅助切换。但是，客户端使用 SWu 接口，提供使用 IPSec 的到分组核心的安全接入。

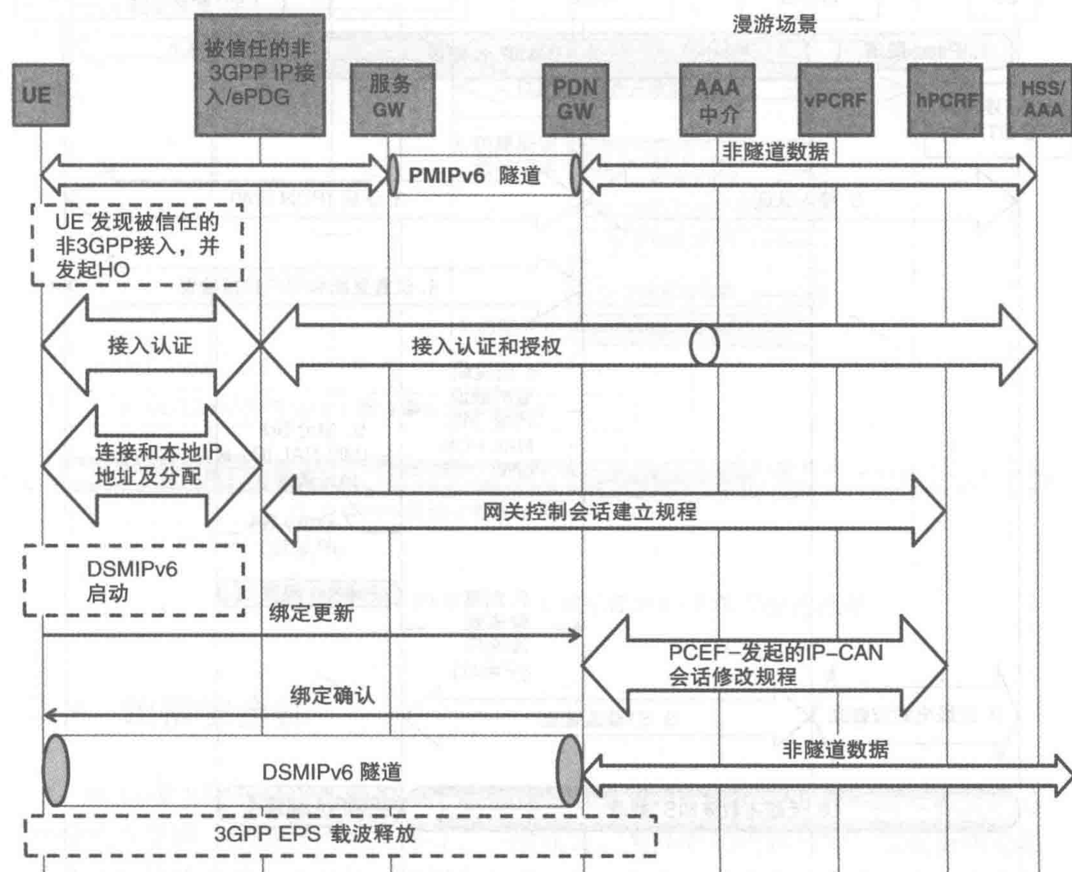


图 2.36 基于 S2c 的 LTE - WLAN 切换的流程

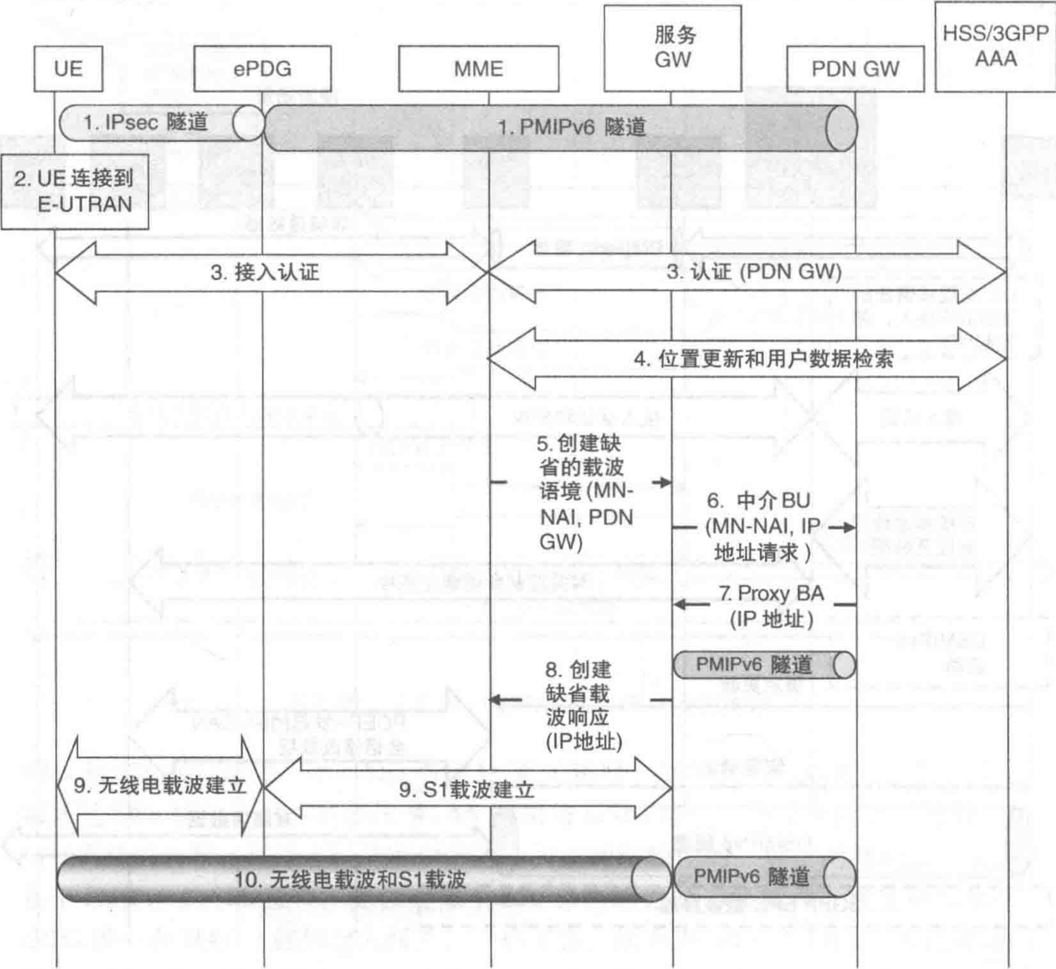


图 2.37 基于 S2b 的 WLAN（不被信任的）- LTE 切换的流程

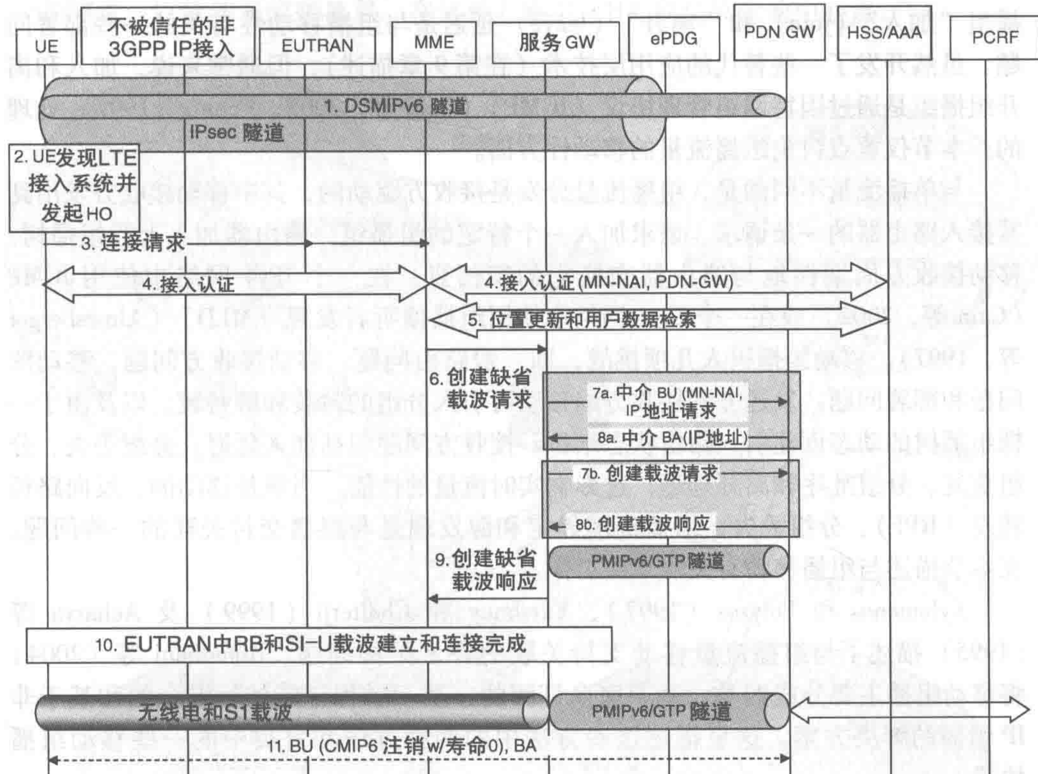


图 2.38　基于 S2c 的 WLAN（不被信任的）- LTE 切换的流程

2.9　组播安全性

IP组播支持从单个源使用一个组播路由协议将 IP 分组交付到一组接收方，这些接收方是同一组播组的组成部分。一般而言，为高效的内容分发，组播分组是沿单棵共享树或多棵基于源的生成树进行路由的。存在几项提出的方案，在一个广域网络上提供原生 IP 组播路由，如 PIM（Deering 等，1994）、MOSPF（Moy，1993）、DVMRP（Waitzman 等，1988）、CBT（Ballardie 等，1993）和 BGMP（Thaler，2004）。传统的组播技术不能处理大量不同的组播组，不提供当一些路由器支持组播而其他不支持时处理组播的一种方式。但是，最近，人们开发了替代技术，如源特定组播（SSM）（Holbrook 和 Cain，2006）、UMTP（UDP 组播隧道协议）（Finlayson，2003）和 AMT（Thaler 等，2002），它们为不支持组播的网络提供组播支持，同时为支持特定应用（如内容分发）提供新颖方法。Quinn 和 Almeroth（2001）解释了在广域网络上与组播部署相关的许多问题。安全、扩展性和互操作

性是与组播关联的一些部署问题。但是，下面将焦点放在移动接收方的问题上。组播组“加入”（join）和“离开”（leave）延迟是与组播移动性有关的一些部署问题。虽然开发了一些替代的应用层技术（在第9章描述），但通常来说，加入和离开组播组是通过因特网组管理协议（IGMP）（Cain 等，2002；Fenner，1997）处理的。本节仅重点讨论组播流量的移动性方面。

与单播流量不同的是，组播流量分发是接收方驱动的，其中移动接收方发出到其接入路由器的一条请求，请求加入一个特定的组播组，路由器加入上行组播树。移动接收方周期性地与路由器交换它的组信息，在一个 IPv4 网络中使用 IGMP（Cain 等，2002）或在一个 IPv6 网络中使用组播侦听者发现（MLD）（Almesberger 等，1997）。移动组播引入几项挑战，即一般路由问题、移动接收方问题、移动源问题和部署问题。发送方和接收方的移动可引入分组的封装和解封装，以及由于一棵组播树的动态创建引入路由状态维护。接收方问题包括加入延迟、分组丢失、分组重复、分组乱序和离开延迟，这影响实时流量的性能。当源是移动的，反向路径转发（RPF）、分组丢失、组播范围界定和源发现是与组播交付关联的一些问题。在本节描述与组播移动有关的一些工作。

Xylomenos 和 Polyzos（1997）、Varshney 和 Chatterji（1999）及 Acharya 等（1995）描述了与组播流量移动支持关联的许多架构问题。Romdhani 等（2004）将移动组播主要分成四类：基于家乡订阅的、基于远程订阅的、混合的和基于非 IP 组播的解决方案。这里描述这些方法中的两种方法和每类中的一些移动组播协议。

1. 基于家乡订阅的方法

基于家乡订阅的或双向隧道方法，依赖于家乡网络和关联的移动 IP 实体（如家乡代理和外地代理），并使用位于家乡网络中的一台组播路由器。通过在 HA 和移动节点或外地代理之间创建隧道，这种方法将组播的负担施加在家乡代理上。但是，将多条组播分组以隧道方式传输到一个外地网络是低效的。

图 2.39 形象地给出了基于家乡订阅的架构。图 2.40 描述了相关联的流程。在这个架构中，HA 是支持组播的，并在移动节点远离时，负责周期性地将组播组成员关系控制消息转发到移动节点。为加入一个特定的组播组，移动节点与其 HA 建立一条双向隧道，并将其成员关系消息（如 IGMP）以隧道方式传输到 HA。它使用与 MN 和 HA 之间路由单播分组所用隧道首部相同的隧道首部。当 HA 接收到加入请求时，它解封装请求，并在家乡链路上将之转发到本地组播路由器。本地组播路由器截获这条组播消息，并将加入消息发送到家乡网络上的上游路由器。一旦建立组播分支，则 HA 在隧道上转发目的地为移动节点的组播流量。由此，HA 作为移动节点的一个组播中介。当移动节点移动到新的外地子网时，它不需要再次加入组播树，原因是 HA 已经代表移动节点加入了组播树。虽然这种方法具有如下优势，即当移动节点从一个网络移动到另一个网络时，移动节点不需要重新加入组播

树，但这种方案遇到三角路由和隧道开销，导致加入延迟。HA 需要每个 MN 建立一条隧道，以便转发组播流量。在这种方案中，HA 也是故障的中心点。

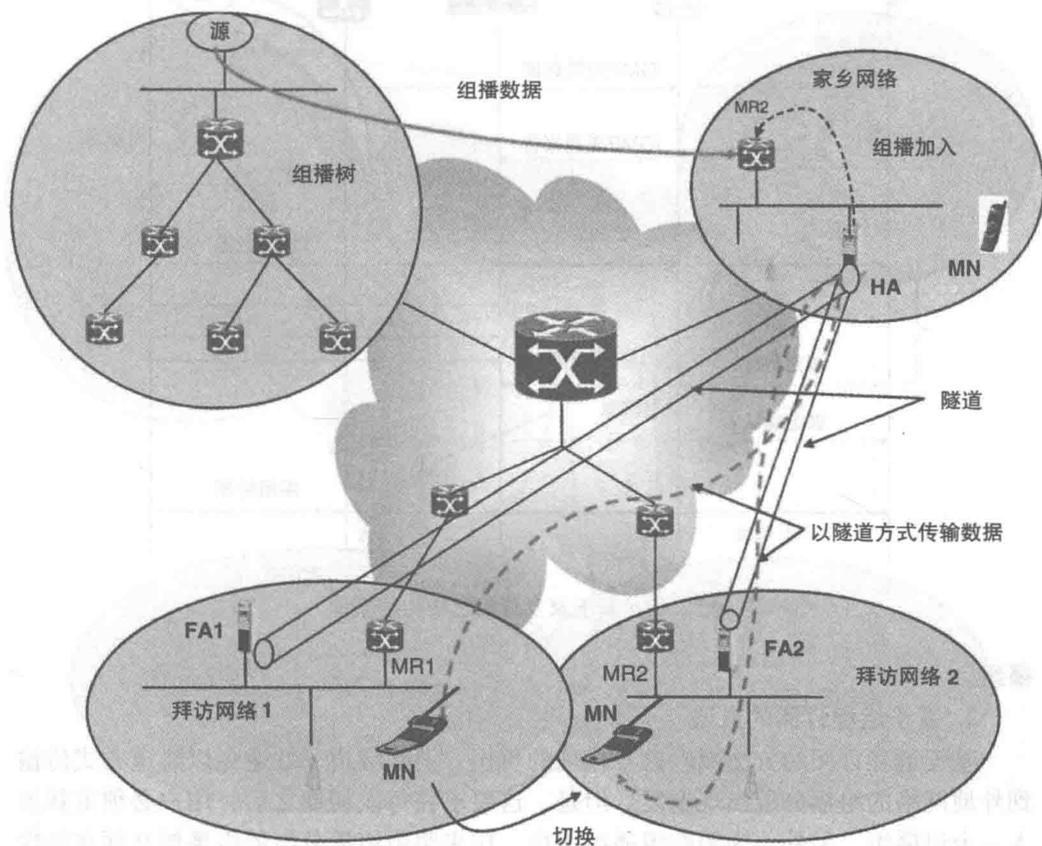


图 2.39　组播移动性：基于家乡订阅的方法

存在属于基于家乡订阅类的几种移动组播协议，它们减少了与基本的基于家乡订阅方法相关的一些缺陷。下面重点讨论一些这样的组播协议。通过选举称作指定组播服务提供商（DMSP）的一个指定 HA，人们提出降低双向隧道法中爆炸问题的移动组播（MOM）（Williamson 等，1998）。MOM 协议使用 HA 和 FA 之间的单条隧道，而不是每个 MN 一条隧道。接下来，FA 使用链路层组播完成交付。基于范围（range - based）的 MOM（Lin 和 Wang，2000）将 MOM 方法进一步推进，并选举接近 FA 的一个组播代理，将组播分组以隧道方式传输到外地网络。MPDSR（带有动态服务范围的组播协议）（Yang 和 Park，2001）增强了移动 IPv6 环境中的 RBMOM 协议。这种方法的主要目标是确定一个最优服务范围，并避免服务中断。通过引入另外两个网元［即核心源节点（CSN）和边界外地代理（BFA）］做到这一点。为消除由切换规程触发的可能中断，在切换之前，移动接收方预加入组

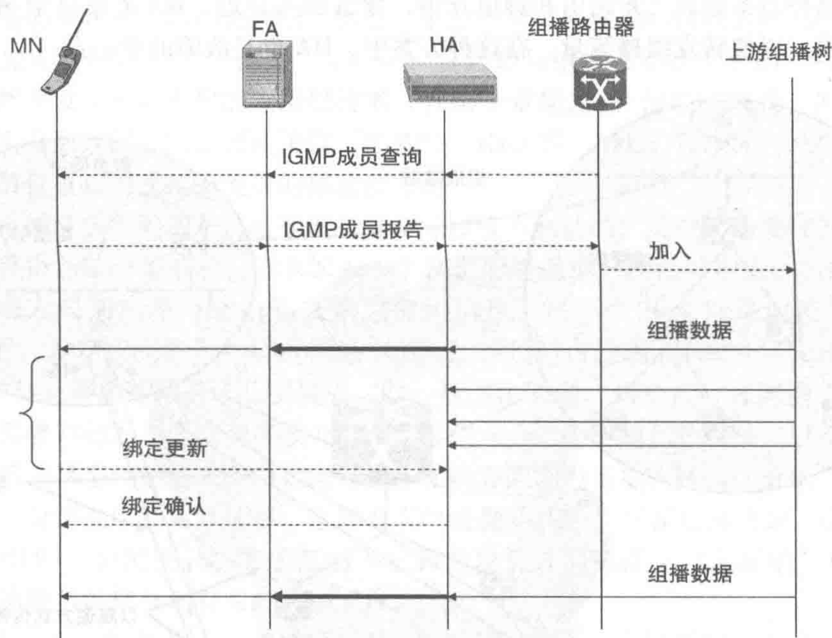


图 2.40　基于家乡订阅之架构的流程

播组。

2. 基于远程订阅的方法

基于远程订阅的方法减轻家乡代理的负担，消除隧道，并避免以隧道方式传输到外地网络的组播分组出现重复。但是，这要求在每次切换之后，用户必须重新加入一个组播组。另外，为跟踪组播组成员，用来路由组播分组的组播树必须在每次切换之后进行更新。

如图 2.41 所示，与基于家乡订阅的方法中情形不同，在基于远程订阅的方法中，移动接收方通过外地网络上的一台本地组播路由器（MR1）加入组播组。移动节点将其成员关系报告消息发送到拜访网络中的本地组播路由器（MR1），移动节点当前驻留在该拜访网络之中。移动节点和组播路由器处理组管理，为 IPv4 使用 IGMP，为 IPv6 使用 MLD。本地组播路由器截获这条消息，并通过加入上游路由器，而加入期望的组播组。图 2.42 给出了与基于远程订阅方法相关联的流程。因为这种方法不依赖于家乡网络或任何家乡网元，所以在切换之后移动节点得到一个新的转交地址（CoA），并将一条新的成员关系报告发送给新网络中的组播路由器（MR2）。在 MR2 处于加入上游组播树的过程中时，如果在以前网络中没有其他接收方调谐到该组播组，则本地路由器（MR1）离开上游组播树。如在附录 B 中定义的，这被称作离开延迟。在移动节点移动到新网络之后，在它能够加入新网络中的组播树之前，它不需要等待完整的移动 IP 注册。由此，在基于远程订阅方法中

的加入延迟，要小于基于家乡订阅方法中的延迟。

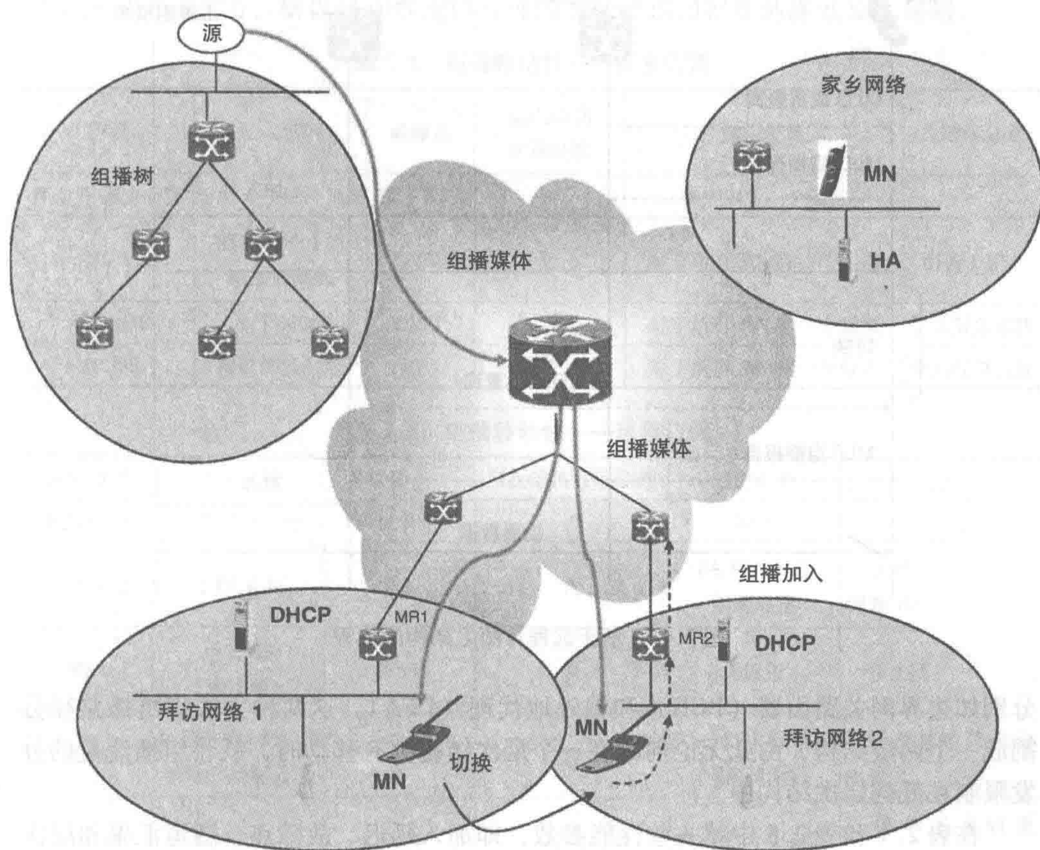


图 2.41 组播移动性：基于远程订阅的方法

存在几种可用的基于远程订阅的移动组播协议，其目标是降低加入延迟和隧道汇聚（tunnel convergence）问题。这些协议包括基于远程订阅的移动 IP、Mobicast（Tan 和 Pink，2000a）、层次结构式 SSM（Kim 等，2001）、带有一个组播代理的远程订阅、预注册到一个支持移动的代理（MSA）（Wu，1999）、一个组播代理协议（MMA）（Shin 等，2000），以及一个基于定时器的移动组播协议（TBMOM）（Park，2002）。支持移动的代理协议，提供基于预注册的一种方法，降低加入延迟和相关联的分组丢失。组播代理协议（MMA）使用外地网络之间的一种转发技术，而不使用预注册方法。这降低了由加入延迟导致的分组丢失。基于定时器的移动组播协议 TBMOM 选择一个外地组播代理（FMA）存储有关外地网络中移动成员关系的信息。因为在不同外地网络的 FMA 之间可建立单向隧道，所以 TBMOM 协议降低了组播分组丢失。基于层次结构式 SSM（其中 SSM 这里代表“单源组播”）和基于 Mobicast 的方法提供层次结构式移动管理，方法是引入层次结构式移动代理，

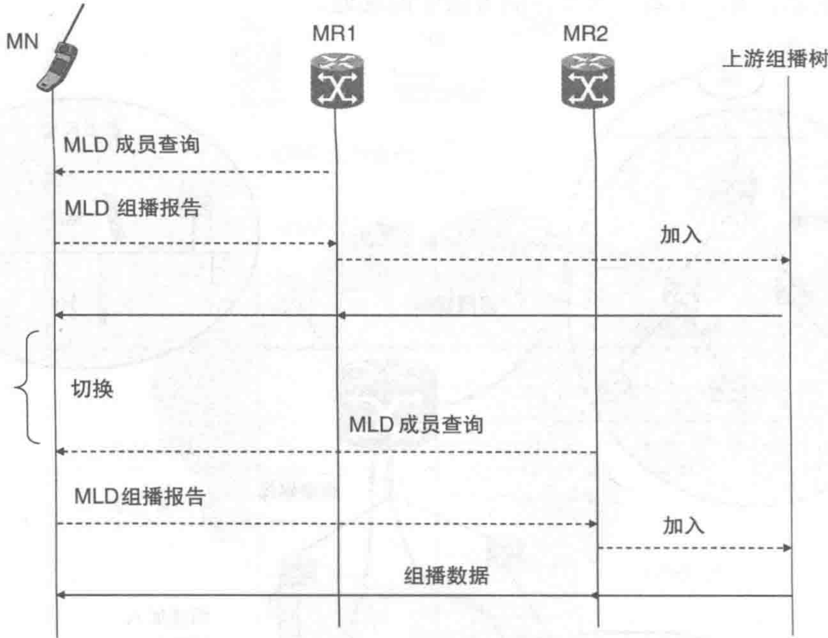


图 2.42　基于远程订阅之架构的流程

分别如边界网关路由器（BGR）和域外地代理（DFA）。这两种方法将组播路径分割成一个两层结构，由此无论何时在一个层次结构内有移动时，就将组播流量的分发限制在低的层次结构中。

在表 2.4 和表 2.5 中就一些性能参数，即加入延迟、故障点、隧道汇聚和层次结构式移动性，给出这两种组播协议的小结和它们的定性比较。当属于不同家乡网络的许多移动节点以一个特定外地代理做锚点时，就出现隧道汇聚问题。如果所有这些移动节点都订阅到一个特定的组播组，那么负责相应移动节点的每个 HA 都将组播分组以隧道方式传输到 FA。这将导致同一组播组的重复分组。随着订阅到相同组播组的移动主机数增加，重复分组数将增加。由此，人们期望减轻隧道汇聚问题。现在简短地给出基于家乡订阅协议和基于远程订阅协议的加入延迟比较。例如，因为每个移动节点是独立地从其家乡代理接收一条组播数据报的，所以在基于家乡订阅方法中的平均加入延迟与组播组大小无关。MOM 的平均加入延迟是中等大小的，类似于基于家乡订阅的方法的加入延迟。但是，在 MOM 协议中，随着增加的组密度，中断减少，这是由于在相同外地网络中访问相同组的成员而共享 DMSP 的共享导致的。相比于家乡订阅方法和 MOM，由于到组播骨干的接入更近，所以远程订阅方法和组播代理方法提供较低的中断。但是，当组播组尺寸较小时，组播代理方法具有比远程订阅方法低的中断。随着组尺寸增加，相比组播代理方法，远程订阅方法表现较好。但是，在一个非常高的组密度下，当在一个新 IP 子网中

寻找其他组成员的概率接近于 1 时，这两种方法提供相同的性能。因为在切换之前提供预注册的能力，所以移动性支持代理的方法将相当程度地降低加入延迟。

表 2.4 组播移动性——家乡订阅

协议	加入延迟	故障点	层次结构式移动性	隧道汇聚	关键区分点
移动 IP 家乡订阅	与组尺寸保持相同	家乡代理	否	每个 MN 一个隧道	—
MOM	随着组尺寸的增加而降低	DMSP	否	对于所有 MN 有一个隧道	引入 DMSP
RBMOM	小于 MOM	DMSP	否	对于所有 MN 有一个隧道	引入服务范围
MPDSR	最低切换时延	BFA	否	对于所有 MN 有一个隧道	降低隧道长度

表 2.5 组播移动性——远程订阅

移动协议	加入延迟	故障点	层次结构式移动性	隧道汇聚	区分点
远程订阅	小于家乡订阅	FA 或 DHCP	否	N/A	
组播代理	与 RS 相同	MA	否	FA 和 MA 之间的隧道	使用 FA 之间的协调器 MA
MSA	小于 RS（预注册）	MSA	否	无隧道	预注册
MMA	由于转发，所以有较低的分组丢失	MA 和 MF	否	一个 IP 隧道（MA 和 MF）	转发技术降低分组丢失
TBMOM	小于 RS	DMSP	否	没有使用 IP 隧道	使用混合转发方法
层次结构式的 SSM	比 RS 较低的时延	BGR	是	源和 BGR 之间的 IP 隧道	降低微移动性的加入延迟
Mobicast	较低的分组丢失缓冲	DFA	是	不使用 IP 隧道	缓冲解决分组丢失

由于隧道开销以及加入和离开延迟，在其当前形式下，组播移动协议遇到性能问题。由此，需要对现有组播移动协议应用优化技术，以便降低加入延迟和离开延迟。在第 10 章，给出为组播流交付开发的一些优化技术，可降低一个层次结构式组播环境中的加入延迟。

2.10 结语

对蜂窝移动协议和几种基于 IP 的移动协议的详细概述和分析，可外推得到完成一次切换事件所需的通用功能。因为许多这样的功能（如发现和认证）是接入

相关的，所以当设计优化技术时，需要考虑基于IP的移动性的多层切换操作的接入特点。从蜂窝移动性的优化技术得到的教训可应用于改进基于IP移动性的优化技术。例如，用于基于IP移动性的移动代理辅助的转发技术受益于GSM的MSC锚点转发技术，通过转发来自以前网络的媒体而降低分组丢失。当通过应用双向广播或组播机制而设计基于IP的快速切换机制时，可使用基于CDMA蜂窝网络的软切换技术作为指南。由此，当为下一代网络设计任何新的移动协议或提出一种新的优化技术时，非常重要的是深入研究抽象蜂窝移动性的切换原语，并研究其优化技术。

第3章 移动事件的系统分析

本章分析由一个移动节点切换产生的移动事件。为设计一种形式的移动系统模型，分析移动事件的离散操作。但是，仅将系统模型分析限制在基于基础设施的移动性方面。基于基础设施的移动模型，假定核心网络的层2和层3网络组件，即接入点、路由器和服务器，都不是移动的，仅有接入网络的最后一跳是变化的。图3.1给出了一个基于IP和基于基础设施的移动环境中的几个不同功能组件。这幅图包括层2和层3附接点、配置代理、认证代理、授权代理和信令代理，它们实施基本的切换操作。在一次移动事件期间，这些网络组件介入到分布式通信，处理切换相关的操作。图3.1也给出了当移动节点在层2附接点、层3附接点、不同管理域和各种接入技术之间移动时，移动节点是如何改变它的附接点的。图3.1中的标记A、B、C和D给出当移动节点在其移动期间连接到不同附接点时的位置。移动节点开始从标记为A的位置移动到标记为B、C和D的位置。在这个过程期间，移

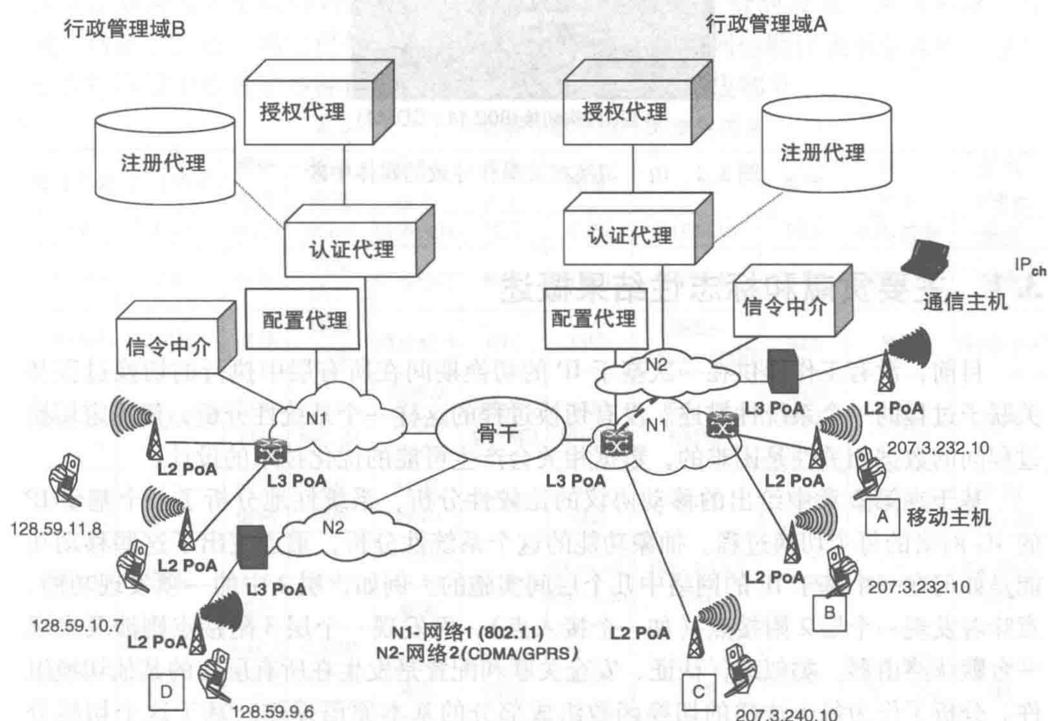


图3.1 基于基础设施的移动性的功能组件

动节点遇到层2、层3和管理域切换（如从域A和域B的切换）。每个这样的切换（如L2和L3切换）涉及不同类型的切换操作和不同的时延量。例如，在一个802.11环境中，一次层2切换贡献高达900ms的时延；一次层3切换贡献高达4s的时延，其中包括层2时延；而涉及异构接入的一次管理域切换，导致切换时延高达18s（Dutta等，2005c）。N1和N2表示采用不同接入技术（如802.11和CDMA）的网络。图3.2给出，当一个移动节点遇到层2、层3和异构切换时，从该节点的三个不同音频输出。这些输出波形代表由切换相关操作所产生时延导致的媒体中断。由此，深入探索与每种类型的切换操作有关的时延将是有用的。本节分析由于不同层中切换相关操作导致的时延。

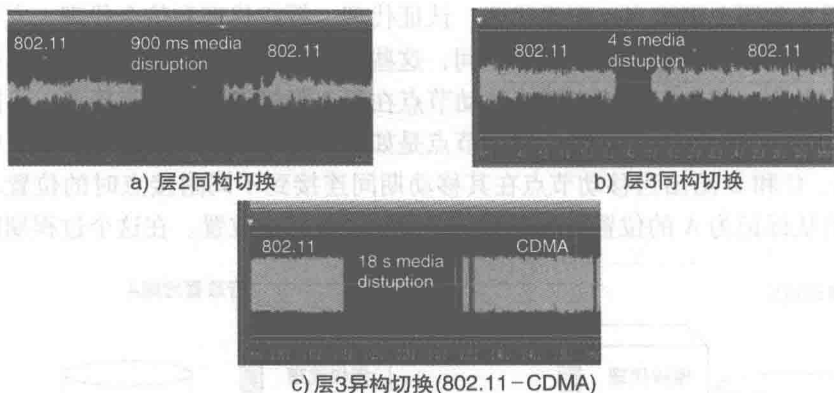


图3.2　由于切换相关操作导致的媒体中断

3.1　主要贡献和标志性结果概述

目前，没有工作提供在一次基于IP的切换期间在所有层中执行的切换过程和关联子过程的一个系统性描述。没有切换过程的这样一个系统性分析，要确定切换过程间的数据相关性是困难的，数据相关会产生可能的优化技术的设计。

基于在第2章中给出的移动协议的比较性分析，系统性地分析了一个基于IP的4G网络的每个切换过程。抽象功能的这个系统性分析，重点突出了这些移动功能是如何在一个基于IP的网络中几个层间实施的。例如，层2中的一项发现功能，意味着发现一个层2附接点（如一个接入点），而发现一个层3附接点则涉及发现一台默认路由器。类似地，认证、安全关联和配置是发生在所有层间的其他切换组件。分析了作为每个这样的切换函数组成部分的基本原语操作。基于这个切换分析，构建了几个非优化的切换系统，例如基于MIP网络层移动性（MIPv4和MIPv6）的系统和基于SIP应用层移动性的系统，并得到每个这样的非优化切换组件的试验结果，给出与每个移动组件（如发现、认证和配置）相关联的时延。

由切换操作的这个系统性分析和来自所构建的一些显示性非优化切换系统的试验结果，就可能确定与切换事件关联的每项原语操作相关的时延。不像仅针对一种类型移动协议（如 MIPv6）的其他试验性分析（Vogt，2006）的是，这些试验性分析基于网络层和应用层移动协议，并工作在接入技术间（如CDMA 和802.11）。对不同移动协议的试验结果的比较性分析，验证了切换时延和通用抽象功能之间的映射，是独立于移动协议的类型和接入机制的。

在本章后面分析切换组件，并将这些组件映射到不同层，给出对之试验的几种非优化移动协议的试验结果，并将这些时延映射到相应的切换组件。

3.2 引言

为了确定发生在一次切换事件期间的原语操作，深入研究和分析了在不同层中几种基于蜂窝的和基于 IP 的移动协议。在第2章已经描述了一组基于蜂窝的和基于 IP 的移动协议切换操作的细节。表3.1 总结了各种基于蜂窝和 IP 的移动协议是如何实施类似操作集的，以便支持一次切换事件。特别地，形象地说明了这些移动协议是如何实施不同的切换相关功能的，即网络发现、资源发现、网络检测、配置、认证、加密、绑定更新和媒体重路由。表3.1 中的列标题代表原语操作，它们是在行标题中所表示各种移动协议的一个切换事件的组成部分。

表3.1 一个移动事件基本操作的映射关系

移动类型	访问类型	网络发现	资源发现	触发技术	检测技术	配置	认证	加密	绑定更新	媒体重路由
GSM	TDMA	BCCH	FCCH	信道强度	SCH	TMSI	SRES/A3	DES	MSC 控制	锚点
WCDMA	CDMA	引导	同步信道	信道强度	频率	TMSI	SRES/A3	AES	网络控制	锚点
IS-95	CDMA	引导	同步信道	信道强度	RTC	TMSI	Diffie-Hellman CAVE	AES	MSC	PDSN msC
802.11	CSMA/CA	信标 11R	11R 802.21	在移动节点处的 SNR	扫描信道数 SSID	SSID 信道数	802.1X EAPoL	WEP WPA 802.11i	关联的	IAPP
蜂窝 IP	任意	网关信标	AP 信标	AP 信标 ID	GW 信标	MAC 地址	IKE	AES	路由更新	中间路由器
MIPv4	任意	ICMP RA,FA 通告	ICMP	FA 通告，L2 辅助的	FA 通告	FA-CoA，Co-CoA	IKE PANA EAP	AES	MIP 注册	FA RFA HA
MIPv6	任意	无状态 RA 先验式的	CARD 802.21 802.11R	路由器通告	路由器前缀	CoA	IKE PANA EAP	AES	MIP 更新 MIP-RO	CH MAP HA
基于 SIP 的移动性	任意	无状态 RA ICMP 路由器	802.21 802.11R	L3 路由器通告	路由器前缀 ICMP	CoA AOR 注册	IKE EAP INVITE 交换	AES SRTP	再次邀请	B2BUA CHRTP Trans

在任何特定移动协议的设计中，这些功能的操作方面扮演一个重要角色。例如，一项发现功能的操作方面可包括多项因素，如移动节点和服务器之间的消息数量及发现机制（如网络层或应用层）。任何移动协议的性能取决于这些功能是如何高效地工作的。为得到更好的理解，在 Dutta 等（2006d）工作中进行了一个应用层移动协议（基于 SIP 的移动性）和一个网络层移动协议（MIPv6）的一项比较分析，并说明了每项这样的原语操作是如何针对这两种移动协议实施的。下面简短地描述这两个协议中的每个协议是如何处理一些切换操作的。

第 2 章描述了基于 SIP 的移动性和移动 IPv6（MIPv6）的移动管理技术。本节针对这两个移动协议的每个协议，比较一些基本操作（如发现、注册、绑定更新、配置、位置管理、打隧道和安全操作）是如何实施的。

在基于 SIP 的移动管理中，作为注册过程的组成部分，移动节点使用拜访 SIP 中介或家乡中介更新它的 IP 地址。在 MIPv6 的情形中，移动节点向家乡代理和通信主机发送一条绑定更新。由此，发往家乡代理的绑定更新可被看作 MIPv6 的注册过程。

MIPv6 和基于 SIP 的移动性在网络中都不要求外地代理，由此使用一个共位的转交地址作为新的标识符。针对 IPv4 网络，基于 SIP 的移动性依赖于 DHCP 进行 IP 地址配置。但是针对 IPv6 网络的基于 SIP 的移动性和 MIPv6，都使用无状态自动配置，来配置一个层 3 标识符。

在没有路由优化的情形下，在移动 IPv6 中，净荷分组是在移动节点和家乡代理之间双向地以隧道方式传输的。这种特定的打隧道机制使用 RFC 2473 中规范的 IPv6 封装（Conta 和 Deering，1998）。除了指派给原分组的额外首部外，由于封装和解封装的处理，要花费额外的时间。另外，基于 SIP 的移动性，因为媒体是在通信主机和移动主机之间直接传输的，所以没有利用隧道。由此，当使用基于 SIP 的移动性时，避免了由于封装和打隧道开销导致的处理时延。

在第 2 章中定义了绑定更新。在一个基于 IP 的环境中，这是将有关移动节点的新层 3 标识符通知通信节点或另一个联网节点（如一个家乡代理）的过程，以便在切换之后，数据可被转发到移动节点的新地址。在移动 IPv6 的情形中，当移动节点通过一台有状态的 DHCP 服务器或无状态自动配置得到一个新的转交地址时，它通知通信主机和家乡代理。因为路由优化是 MIPv6 的一种内建机制，所以在会话移动性中间（mid-session）时刻期间得到的新数据就不需要通过家乡代理重新路由。另外，因为对基于 SIP 的移动性没有家乡代理，所以基于 SIP 的移动性仅发送绑定更新（作为其再次邀请信号的组成部分）到通信主机。

移动 IPv6 本身不提供快速切换机制。但是，存在对移动 IPv6 的各种扩展，即 FMIPv6（Koodli，2005）和 HMIPv6（Soliman 等，2006），它们提供会话中间移动性期间的快速切换。通过引入几种反应式和提前式机制，FMIPv6 提供一种快速切换机制，而 HMIPv6 引入一移动锚点（MAP）处理域内移动。类似地，基于 SIP 的移动性被扩展提供快速切换，做法是将称作一个 B2BUA（背靠背用户代理）的一个网络实体引入到层次结构中以便限制绑定更新，或转发来自以前网络的暂时流量

(transient traffic)。

这两种移动协议提供信令和数据的安全。MIPv6 利用网络层安全机制（如 IPSec），保护移动节点和家乡代理之间的信令。它也使用一条 IPSec 隧道而不是移动节点和家乡代理之间的一条 IP－IP 隧道，来携带打上隧道的数据。另外，基于 SIP 的移动性，可提供多层安全。它可选择 IPSec 为信令和媒体（RTP）提供层 3 中的安全，或使用 S/MIME保障 SIP 信令安全，并使用安全的 RTP（SRTP）保障媒体流的安全。但是，在 MIPv6 的情形中，也可使用 SRTP 保护数据，但它需要一个独立的密钥分发架构，这不像基于 SIP 移动性的情形，其中密钥是采用一种 INVITE 交换方法分发的。

通过使用 CTI（转交测试初始）和 HTI（家乡测试初始），移动 IPv6 提供返回路由能力支持。这实际上在发出绑定更新之前，验证移动节点新的转交地址。虽然这有助于避免会话劫持等问题，但它为绑定更新规程增加了时延。另外，SIP 不支持固有的返回路由能力测试，但通过使用诸如 SIP 身份（Peterson 和 Jennigs，2006）的密码学技术，可验证移动节点新的转交地址。

3.3　切换组件的分析

依据与基于 IP 的移动协议和蜂窝协议之基本操作的分析，可将切换过程分成 6 个主要阶段，即网络发现和选择、网络附接、配置、安全关联、绑定更新和媒体重路由。图 3.3 将移动事件分解为几个过程和子过程。

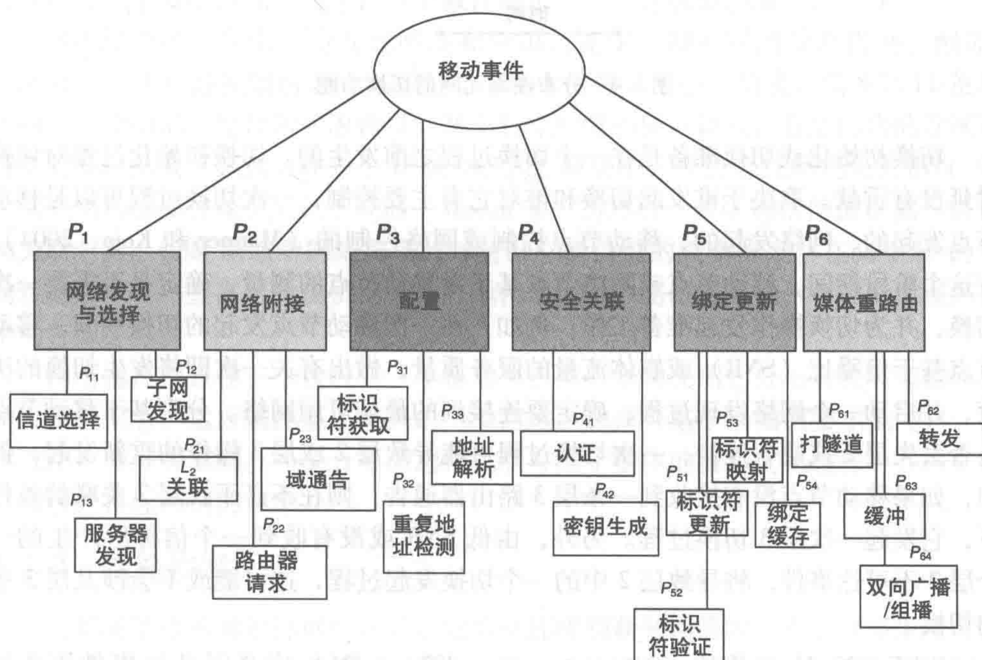


图 3.3　切换的系统分解

每个这样的操作涉及几个网元，即移动节点、接入点、路由器、服务器和通信节点。图 3.4 给出了每项这样的子操作如何涉及几个层中网络的几个组件的。例如，层 2 发现涉及移动节点和接入点之间的交互通信，而层 3 发现涉及移动节点、接入点和网络中的路由器。另外，一次绑定更新涉及网络的核心组件，如家乡代理、服务器和核心路由器。下面详细地描述这些切换操作。

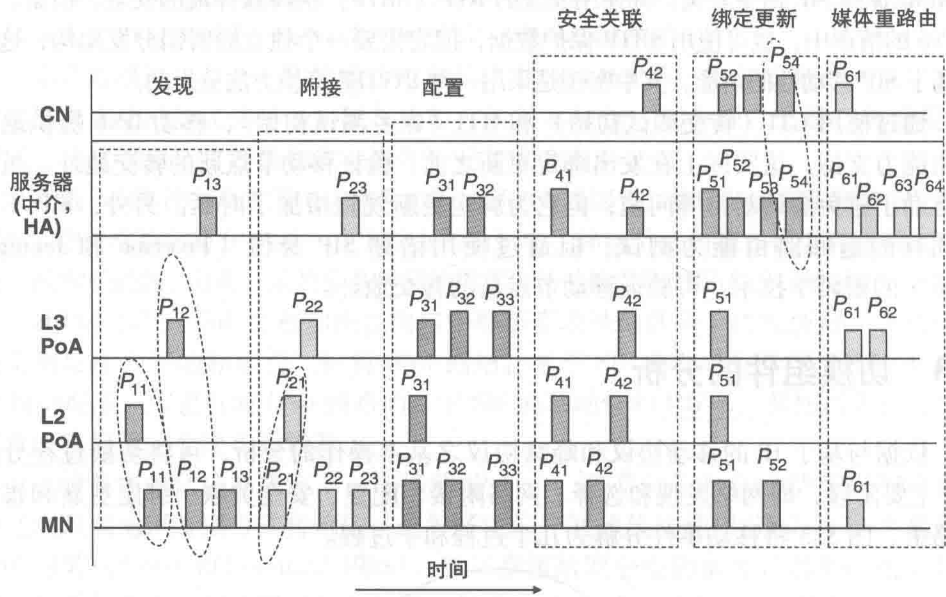


图 3.4 分布在网元间的切换功能

切换初始化或切换准备是在一个切换过程之前发生的。切换初始化过程对切换时延没有贡献。取决于谁发起切换和谁对它有主要控制，一次切换过程可以是移动节点发起的、网络发起的、移动节点控制或网络控制的（Manner 和 Kojo，2004）。在这个阶段期间，移动节点或网络节点基于对移动节点的测量，确定是否需要一次切换，并为切换操作发起准备工作。例如，在一次移动节点发起的切换期间，移动节点基于信噪比（SNR）或媒体流量的服务质量，做出有关一次即将发生切换的决策，并启动一个网络发现过程，确定要连接到的最佳可用网络。分别基于移动节点是否丢失层 2 或层 3 连接，一次切换过程可能导致层 2 或层 3 操作的重新发起。例如，如果移动节点没有接收到一条层 3 路由器通告，则在不必干扰层 2 关联的条件下，它发起一次层 3 切换过程。另外，由低 SNR 或没有收到一个信标所产生的一个层 2 不可达事件，将导致层 2 中的一个切换发起过程，这可能或不会涉及层 3 中的切换。

IEEE 802.21 工作组（http://www.ieee802.org/21）定义了几个事件服务原语，作为其媒体无关切换功能（MIHF）的组成部分。链路上线（Link Up）、链路

正在下线（Link Going Down）和链路下线（Link Down）是这种原语的例子，可被用来提供低层事件的状态，并加速切换过程。例如，因为层2关联发生在任何其他高层操作之前，所以它有助于发送一次层2事件通知，如链路上线（Link Up），以便执行诸如层3配置的一项高层移动功能。SNR阈值可产生这样的一个事件通知。由此，来自低层的一个事件通知，以一种加速方式帮助建立到新附接点的一条成功链路。

3.3.1 网络发现和选择

切换过程的第一阶段是网络发现和选择阶段。在这个阶段期间，移动节点或网络发现可能的新附接点。这个阶段涉及发现网络内切换所需的邻接网络和资源。一旦发现目标网络，就检索目标网络内的几个资源参数，包括信道号、带宽、加密算法、认证服务器、注册服务器和配置服务器。资源发现过程帮助移动节点关联新网络中正确的信道号和正确的认证参数，以便它可成功地进行通信。Arkko等（2008）提供网络发现和选择以及将之应用到切换的一项概述。基于接入技术的类型，发现过程可以是被动的（其中节点侦听网络宣告）或主动的（其中节点请求网络宣告）。每种网络发生不同类型的发现过程，例如GSM的一个新位置区域的发现或GPRS情形中一个新路由区域的发现。对于基于IP的网络，发现过程可跨越所有层，并包括一个层2 PoA（附接点）的发现、一个层3 PoA的发现、一个子网的发现或一个域的发现。这里，一个域被定义为一个行政管理域。

每项层2接入技术，为发现网络和资源，提供一种不同的带外机制。例如，GSM使用一个广播控制信道（BCCH），CDMA使用一个引导信道，而802.11使用主动和被动扫描，发现新的附接点。基于目标网络的接入特点，合适网络的发现花费不同的时间量。例如，在一个IEEE 802.11网络中，在没有任何优化的情况下，一项主动扫描操作花费大约500ms（Mishra等，2003a），其中包括信道探测、认证和关联时延。GSM网络中网络发现的时间由广播信道的频率决定。在基于IP的移动性情形中，一些高层检测机制，如外地代理通告和路由器通告，可帮助发现网络中的各服务器。

网络选择是这样一个过程，一个移动节点或一个网元用它分析有关其邻接网络所发现的信息，之后选择要连接到的一个网络。选择可基于诸如所要求的QoS、成本或用户喜好等准则。一个合适的选择机制有助于整体的资源优化过程，并增加成功切换到目标网络的概率。

3.3.2 网络附接

在移动节点选择目标网络之后，它尝试连接到新的网络附节点。网络附接可发生在几个层中。一个移动节点采用层2关联，附接到一个802.11接入点，采用层3关联，连接到一台路由器。来自低层的事件通知，例如一个新附接点的存在或一

条现有连接的突然消失，通常被传递到高层，以便以一种加速方式发起后续切换相关的功能。IETF 目前正在进行称作 DNA（Choi，2005）的网络附接检测协议的标准化工作，其中涉及层 2 和层 3 中的机制，它可将有关网络检测的信息通知高层。

3.3.3 配置

配置阶段有助于准备移动节点的重新连接路径。在这个阶段期间，移动节点得到它正在访问网络中的一个临时标识符，发现诸如外发 SIP 服务器和默认网关等的服务器，并将其地址映射到网络中的合适网络实体。配置阶段可分成如下子阶段：标识符获取、重复地址检测和地址解析。在标识符获取过程期间，移动节点在网络新的附接点获取一个新的临时 L2 或 L3 连接标识符。例如，这可能包括，基于 IP 的移动性情形中的一个转交地址（CoA）或 GSM 情形中的一个临时移动用户身份（TMSI）。在一个基于 IPv4 的网络中，移动节点使用一台 DHCP 服务器得到转交地址，而在基于 IPv6 的网络中，移动节点从一台 DHCP 服务器或使用一种无状态自动配置方法得到地址。

重复地址检测过程测试移动节点的地址在网络中的唯一性。在 IPv4 和 IPv6 网络中，地址唯一性测试是以不同方式实施的。例如，当一个移动节点（MN）在得到一条新的路由器通告（RA）之后，使用无状态地址自动配置将一个 IPv6 地址指派给它的接口，为验证在链路上的任何其他节点是否有相同地址，它在本地链路上发送一条邻居请求。当一个预确定的时间消失而 MN 还没有接收到任何应答时，MN 假定在链路上没有其他节点有这个地址，最终将那个地址指派给它的接口。IPv4 节点使用一条 ARP 广播确定网络中是否有任何其他节点有相同地址。

一旦确定了地址的唯一性，则使用一种地址解析机制，移动节点和默认路由器相互保持 IP 地址和 MAC 地址之间的映射。这种地址解析机制帮助移动节点和默认路由器在相同子网中以层 2 方式相互通信。

一般而言，要完成这些过程，要求在移动节点和网络中的服务器之间一系列的信令消息，由此对切换时延有所贡献。

3.3.4 安全关联

一个安全关联被定义为两个端点之间的一条安全信道，这些端点应用一种安全策略，并使用密钥保护信息。在端点之间建立一条新的通信路径之前，移动节点需要认证自己，之后与其他网络节点建立一条安全关联，如路由器、接入点或通信主机。建立一个安全关联，涉及认证和授权规程以及一次密钥派生（key derivation）规程。认证和授权过程使移动节点能够得到网络资源的访问。认证过程包括移动节点、认证器和认证服务器（如网络中的一台 AAA 服务器）之间的消息交换。一次成功的认证过程产生可被用来加密数据的一个密钥。加密过程本身被认为独立于认证，不影响切换时延，除非在切换之后加密算法类型发生改变，这时会影响切换时

延。但是，派生加密密钥的过程对切换时延有所贡献。

安全关联可发生于协议栈的几个层中。例如，在一个 802.11 接入网络中一次层 3 移动期间，需要在移动节点、认证器和认证服务器之间传输 EAP 消息，以便产生一个共享的主密钥，接着是移动节点和接入点之间的四次握手，产生可用于层 2 加密的一个 PTK（以成对方式出现的临时密钥）。对于一个基于 IP 的网络，ISAKMP（因特网安全关联和密钥管理协议）（Maughan 等，1998）使用 IPSec，为在层 3 建立一个安全关联定义机制。由一种加密算法、一种认证算法和一个共享的会话密钥定义一个 IPSec 安全关联。

每种移动协议也使用一种不同的认证算法。如表 3.1 所示，在 GSM 中移动节点使用 SRES（签名的响应）和 A3 算法进行认证。对于 802.11 接入网络，移动节点可使用开放的系统认证、WEP 使用的共享密钥认证或层 2 中基于 IEEE 802.11i 的认证。Fathi 等（2005）展示说明不同认证机制如何影响层 2 中的关联和传输时延。类似地，层 2 接入无关网络层认证协议［如 PANA（携带网络接入认证的协议）］（Jayaraman 等，2008）增加了层 3 认证期间的时延。Georgides（2004）表明，为完成认证和授权过程，要花费多达 4s 的时间。这些操作可使用层 2 上的 EAP（扩展的认证协议）（Aboba 等，2004）或基于 IEEE 802.1x 的认证和层 3 认证的 EAP - TLS（传输层安全）（Aboba 和 Simon，1999）的一种组合体。在切换之后的重新连接时间，重认证过程增加了切换时延。在一些情形中，一次认证过程后跟一个授权过程。例如，一个基于 802.1x 或基于 PANA 的认证器，通常与一台 AAA 服务器通信，完成授权过程。在域间移动的情形中，AAA 服务器发生改变。由此，当移动节点需要使用新的 AAA 服务器经历授权过程时，认证过程会进一步被延迟。

3.3.5 绑定更新

绑定更新是这样的过程，采用这个过程，一个移动节点可更新它新得到的网络标识符，从而在切换之后数据可被重路由到新的目的地。一个绑定更新过程由三个主阶段组成，即标识符更新、标识符映射和绑定缓存更新。这个标识符更新过程将新的网络标识符与移动节点的永久标识符关联起来。当移动节点连接到一个新的附接点并得到一个新的临时网络标识符（例如，GSM 中的一个 TMSI，MIPv6 中的一个 CoA，或 MIPv4 中的一个 FA - CoA）时，它需要更新通信主机和家乡代理，以便分组可被路由到新的目的地。

直到新标识符的重新关联完成且通信节点或家乡代理中的绑定缓存已被更新之前，临时的在途数据继续发送到老的网络，并在没有任何优化机制（如缓冲或分组转发）时，这些数据会丢失。对于应用层移动性，绑定更新过程也包括一个注册过程。采用注册过程的方式，为做到位置管理的正常工作，移动节点在永久定位符［如一个 URI（统一资源标识符）］和临时标识符（如一个转交地址）之间建立

一个映射。一个优化的或层次结构式注册过程加速对一名用户的定位，并提供新数据的比较快速的交付。

绑定更新也需要被认证。例如，MIPv6 引入一个返回路由能力规程，并增加两条附加消息，即 CTI（转交测试初始）和 HTI（家乡测试初始），得到可认证绑定更新消息的一个绑定密钥。但是，这个过程对每次切换之后的绑定更新规程中贡献附加的时延。绑定更新也可采用 IPSec 的方式保障其安全。在一个基于 IP 的网络中，绑定更新的安全关联可唯一地由一个元组加以标识，该元组由一个安全参数索引（SPI）、一个 IP 目的地址和一个安全协议（AH 或 ESP）标识符组成。

3.3.6 媒体重路由

媒体重路由阶段是切换过程的最后一个阶段，它紧跟在绑定更新过程之后。这个阶段涉及媒体的重路由，从而数据交付依据一个预定义的服务保障（策略）从老路径改变到新路径。

一旦绑定更新完成，则家乡代理或通信主机更新它的绑定缓存，而来自通信节点的数据被路由到移动节点新的位置。可以几种方式进行媒体交付。在其中一种方式中，可使用通信节点和移动节点之间的直接路径进行媒体交付。在第二种场景中，使用一条间接路径交付媒体，并使用称作家乡代理的一个网络实体。但是，直到新数据被直接发送到移动节点新的附接点（nPoA）之前，存在去往以前附接点的分组。媒体重路由也处理重路由在途分组。在两种情形中，可捕获在途数据，并将之重定向到新的附接点。媒体重路由过程可包括几个基本操作，如封装、解封装、打隧道、缓冲和存储转发技术。在媒体重路由过程期间，因为这些操作，可能丢失或延迟在传输中的数据。存在与封装、解封装和打隧道操作相关联的数据开销。由此，为确保在一次切换之后降低媒体交付时延，需要对这些操作进行优化。媒体交付的优化技术经常被称作路由优化方法论。在第 6 章中定义路由优化技术。作为一个例子，网络中的操作（如缓冲或转发机制）可帮助降低分组丢失，但为分组的传输增加了时延。由此，为取得分组丢失和单向分组时延之间的平衡折中，需要调整缓冲时长。

3.4 层间切换的影响

本节说明在一个基于 IP 的网络中这些基本切换操作如何影响多层。基于移动类型，在一次移动事件期间，在每层中执行这些操作的一个子集，而整体切换时延包括所有层中对时延的贡献量。例如，在一次域内移动期间，移动阶段不会遇到由授权过程导致的任何时延，这与域间移动中的情形不同。类似地，一次层 2 切换没有涉及由层 3 操作（即层 3 标识符获取和重复地址检测）导致的时延。下面是对每个层中每项这样的基本操作是如何有用的描述。

3.4.1　层2时延

在802.11环境中，信道扫描、探测、认证和关联是在一个移动节点完成层2中网络附接之前，对时延有所贡献的基本功能。扫描被看作层2中的一个发现过程。使用WPA（Wi-Fi保护的访问）与802.1X（IEEE，2006b）和EAP（扩展的认证协议）一起使用，加密和用户认证产生了附加时延，这是由移动节点和接入点之间关联的4次握手导致的。Mishra等（2003a）提供了由一次层2切换关联基本操作导致时延的一项全面分析。Shin等（2004b）也讨论了在802.11网络中层2切换期间的探测、认证和关联时延。这两项研究说明，探测时延构成整体层2切换时延的90%。

为研究两种不同操作系统（即Linux和Windows）使用四种不同层2驱动（即Aironet、Orinoco、DLink和Centrino）的层2切换相关操作，在试验测试床中进行了测量。由层2切换事件的透彻分析，发现扫描和探测操作对时延有最大贡献。例如，在试验设置中，使用在一个Linux环境中Orinoco驱动进行主动扫描，几乎用掉100ms才完成探测动作。这之后跟随的是层2开放的认证和关联，这分别用去2ms和20ms。也对层2认证（如IEEE 802.11i中的认证）进行了试验，并发现对于非漫游和漫游情形，平均EAP和4次握手时延分别为79ms和616ms。漫游场景涉及移动节点切换期间与AAA服务器的交互通信，而认证受限于非漫游场景中的本地认证代理。

3.4.2　层3时延

在一个基于IP的环境中，层3中的网络关联涉及几项基本操作，如一个层3附接点的发现（如默认网关发现）、IP地址获取、重复地址检测、邻居可达性检测、本地接入认证和授权。每项这样的操作涉及移动节点和其他网络实体（如一台路由器、一台DHCP服务器和一台认证服务器）之间的许多消息交换。由一条周期性的路由器通告，移动节点可发现新的层3附接点。存在几个协议，如DHCP（Droms，1997a）、DHCPv6（Droms等，2003）、PPP（Simpson，1994）和无状态自动配置（Thomson和Narten，1998），可帮助移动节点获取一个IP地址。Dutta等（2006b）描述了每种这样的IP地址配置方法所花费的时间。表3.2给出了由于不同类型的配置协议所导致的IP地址获取时延，这些协议包括zeroconf（零配置）（Cheshire等，2005）、一种静态的（人工配置）技术和提前式的IP地址获取技术。使用这些协议配置一个IP地址所花费的时间，由于各种因素（如获取IP地址和重复地址检测技术所需信令消息数的变化）而有所不同。在一个典型的域间移动场景中，在切换过程期间，存在另外的操作，如AAA服务器实施的重认证、重授权和概要验证。在一些情形中，在网络服务被授权给新网络中的移动节点之前，AAA相关的消息要被直接传输到家乡AAA服务器。由此，在一次域间切换期间，人们

期望在移动节点和 AAA 服务器之间有一种优化的交互通信方法。在重新配置层 3 标识符之后，其他层 3 功能（如移动节点的绑定更新和通信主机处的媒体重定向）都产生一项附加时延。

表 3.2 IP 地址获取时延

层 3 配置方法	采用 ARP 的 DHCP	不采用 ARP 的 DHCP	IPv6 无状态法	DHCPv6	PPP	FA CoA	ZeroConf（零配置）	手工法	提前法
地址获取时延	4s	400ms	160ms	500ms	8s	2s	5s	100ms	4ms

3.4.3 应用层时延

因为一些切换相关的操作是在应用层实施的，所以在一次切换操作期间，一个移动节点要经历应用层时延。应用层时延大多数情况下由如下操作产生，如应用层中的绑定更新、端主机处的处理、注册和高层加密［如 TLS（传输层安全）和 SRTP（安全的 RTP）］。基于 SIP 的移动性是一个典型范例，其中绑定更新是在应用层完成的。由于标识符重新绑定过程期间移动节点和通信主机之间的三次交换，基于 SIP 的绑定更新（如再次邀请）会产生时延。

3.4.4 层间的切换操作

图 3.5 形象地给出了一个样例协议流程，其中移动节点经历子网切换，并使用 MIPv6 作为移动协议。在这个特定例子中，移动节点从老的层 2 附接点（oPoA）移动到一个新的层 2 附接点（nPoA），在这个过程中，它从以前的接入路由器（pAR）断开，并连接到新的接入路由器（nAR），导致层 3 附接点的改变。图 3.5 给出网络中不同组件之间的消息交换，这些组件用来处理切换操作，即层 2 发现、层 3 发现、认证、层 2 安全关联、地址获取、重复地址检测和绑定更新。每个这样的操作都需要不同数量的信令消息，并携带不同量的数据净荷。由此，系统和网络资源消耗（即 CPU 周期、电池功率和带宽）及完成每个这样的操作所花费时间都将发生变化。

为研究不同组件对切换时延的影响，使用网络层（如移动 IP）和应用层（如基于 SIP 的）移动技术（Dutta 等，2004a、b）对安全的域间移动进行了试验。域间移动性引入了额外的操作，例如本地认证和与一台授权服务器的交互通信导致附加的时延。这些移动原型包括网络检测、注册、配置、认证、安全、位置管理功能和对无线因特网的漫游支持等的一个组合体（Dutta 等，2001）。为安全接入控制使用 DRCP（用于配置的 DHCP 的一个变形）和 PANA（Jayaraman 等，2008），为授权使用 Diameter（Calhoun 等，2003a），在 IPSec（Kent 和 Atkinson，1998a）使用 ESP（封装安全净荷）和为加密使用 SRTP（Baugher 等，2004）。

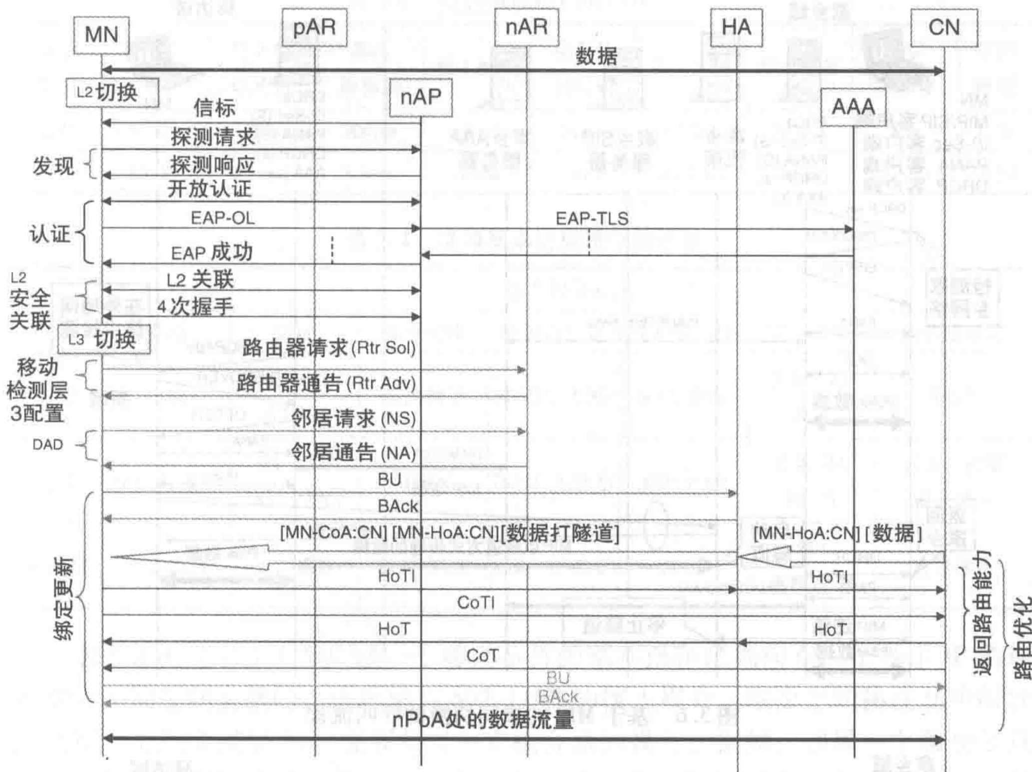


图 3.5 基于 MIPv6 的操作的协议流程

图 3.6 和图 3.7 分别给出了基于 MIP 和基于 SIP 的域间切换的呼叫流程。ERC1 和 ERC2 是两台边缘路由器控制器，也作为 DRCP 服务器、PANA 服务器和 IPSec 终结点。当移动节点从其家乡域移动到一个拜访域并返回家乡域时，这些流程展示说明几个功能组件（如 SIP 用户代理或移动 IP 代理、DRCP 服务器、PANA 服务器、家乡代理、IPSec 服务器和 AAA 服务器）之间的协议交互通信。在这个移动期间，移动节点改变它的层 2 和层 3 附接点，之后使用 IPSec 重新建立层 3 认证、授权和安全关联。在这种域间切换期间，为进行重新认证，移动节点需要与拜访 AAA 服务器通信。

表 3.3 给出，当使用基于 SIP 的移动性和 MIP 作为移动协议时，在域间切换期间一些功能组件的时间时延（timing delay）。在这个表中没有给出端系统处理时间。这些试验结果展示说明由几个切换组件导致的时延（即层 2 信标间隔、子网和域发现、IP 地址获取、本地认证和授权）和由绑定更新导致的时延（如 SIP 再次邀请和 MIP 注册）。“预切换媒体”代表切换之前在老网络中接收到媒体时的时间，“后切换媒体”代表切换之后在新的附接点接收到媒体时的时间。在两种情形中，为成功建立基于 IPSec 的安全关联，IKE（因特网密钥交换）花费大约 5s。

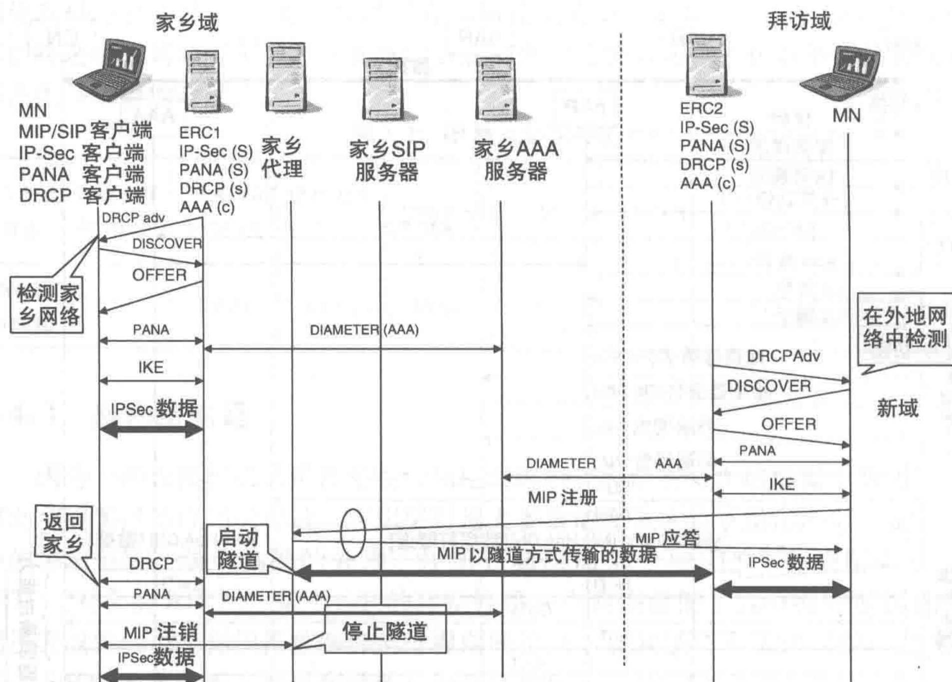


图 3.6　基于 MIP 的域间切换的呼叫流程

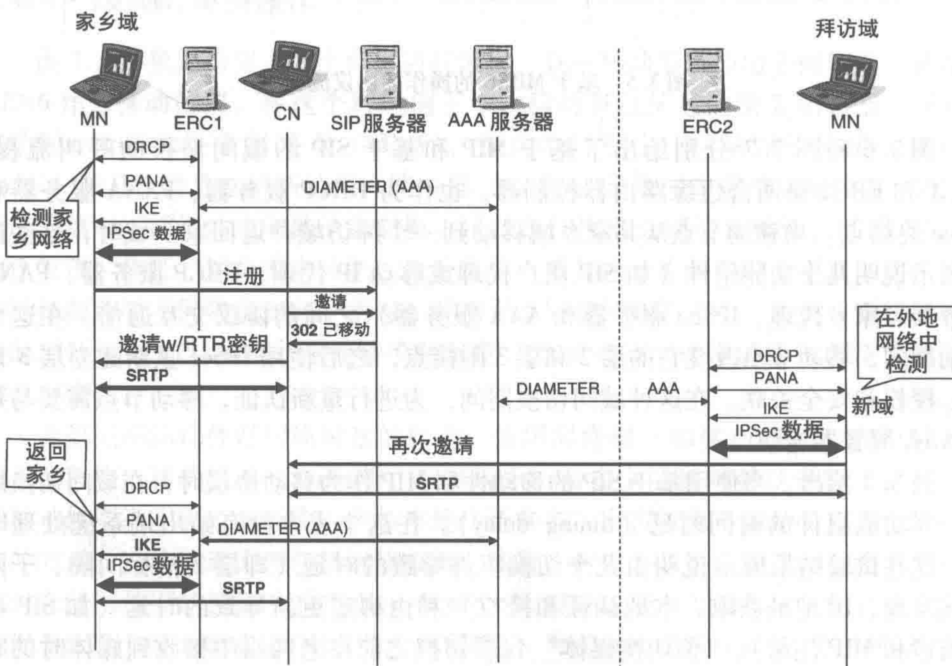


图 3.7　基于 SIP 的域间切换的呼叫流程

表3.3 切换组件的试验时间关系

移动类型	预切换媒体	层2信标通告	路由器通告	层3配置	层3认证时延	IKE处理	绑定更新	后切换媒体	带内时延
SIP	51.7s	120ms	500ms	80ms	10ms	5130ms	240ms	53s	1.3s
MIP	23.8s	120ms	500ms	80ms	10ms	4580ms	20ms	31.1s	7.3s

表3.4 层间基本切换操作的映射

层	基本切换操作						
	发现	认证	安全关联	标识符配置	地址唯一性	绑定更新	媒体路由器
层2	扫描	开放认证，EAPoL	四次握手	ESSID，信标	MAC地址	更新ARP缓存	IAPP
层3	路由器通告	L3 EAP IKE PANA	IPSEC	DHCP无状态	ARP DAD	更新HA和CN	封装，打隧道，转发
应用层	AAA发现	S/MIME	TLS SRTP	URI-IP映射	注册	SIP再次邀请	直接路由

表3.4汇总了3.1节所述一个移动事件的基本操作是如何在一个基于IP的环境中在不同层间实施的，该环境以802.11作为接入媒介。取决于切换在其中所发生的层（如层2或层3），在那些层中实施合适的操作。例如，如果一个移动节点的切换操作没有涉及子网的改变，那么在移动事件期间就不实施多项层3相关的操作。

虽然每项这样的特定操作的优化都最小化整体切换时延，但层间不同任务的调度也产生了各种优化技术。例如，在层3操作可开始之前，所有层2操作都完成是不必要的。在一个层2发现过程期间调度一个层3发现过程，或在配置一个层2标识符之前配置一个层3标识符，都将有助于最小化切换时延。图3.8、图3.9和

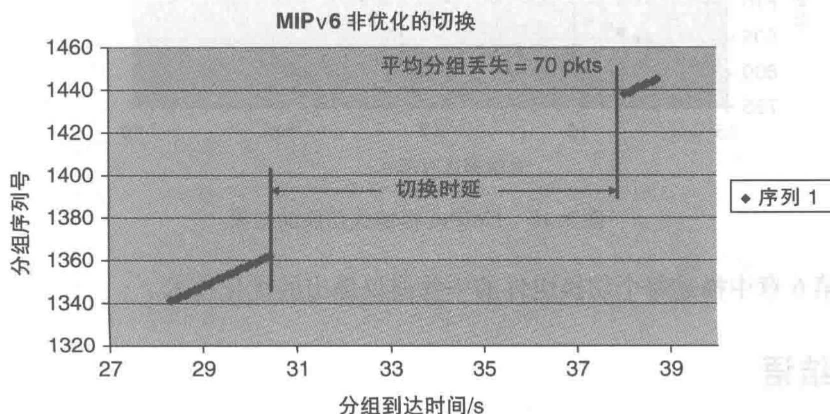


图3.8 FMIPv6非优化切换的结果

图 3.10 分别形象地说明了非优化、反应式和提前式切换对一个移动节点的影响。为得到反应式切换和提前式切换的结果，使用非优化切换的移动 IPv6 和快速移动 IPv6。如这些图中所示，在这个特定的实验室测试床环境中，当使用没有任何优化的 MIPv6 时，由于切换，移动节点经历大约 7s 的时延，并丢失大约 70 个分组，而与快速 MIPv6 相关联的反应式优化（Koodli，2005）将时延降低到大约 1.5s。最后，当应用 FMIPv6 的提前式优化技术时，切换时延稍稍小于反应式优化期间的切换时延，但由于在下一个接入路由器处应用缓冲技术，分组丢失降低为零。重要的是指出，这些试验没有包括层 2 中的任何优化。

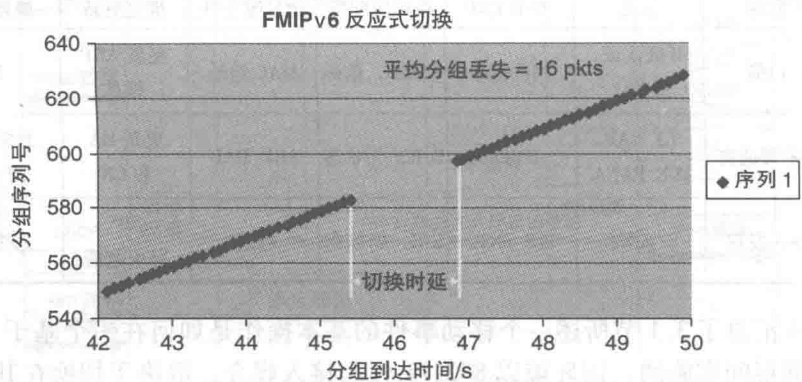


图 3.9 FMIPv6 反应式切换的结果

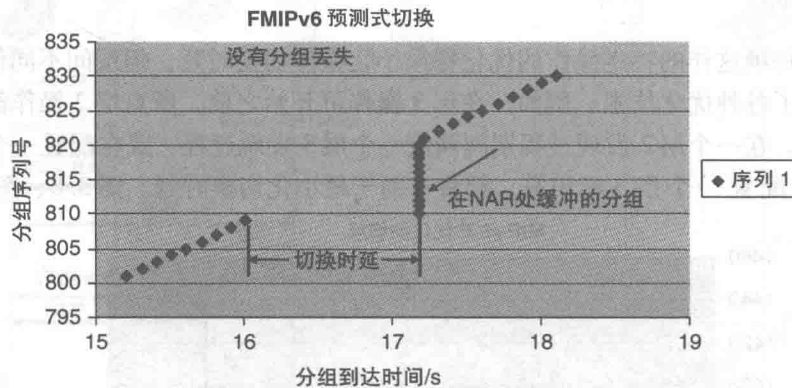


图 3.10 FMIPv6 提前式切换的结果

在第 6 章中描述每个切换组件的一些建议提出的优化技术。

3.5 结语

由非优化移动协议的系统性分析和从几个不同原型切换系统得到的试验结果，

为每个层（层2、层3和应用层）确定了与切换操作不同组件相关联的时延。如果有能力确定由每个切换组件对总切换时延贡献的多少百分比，那么就能够得到有关如何设计新移动系统的一些线索。时延的这种预测，在为不同层设计切换优化中应该是有用的。由这里给出的试验结果，也可能发现时延的哪些分量是由移动节点、服务器和通信节点导致的，哪些分量是由网络节点和终端系统中的处理导致的。使用相应的优化协议（如MIPv6和FMIPv6）得到的试验结果，给出了用来优化某些切换组件（如绑定更新和媒体转发）的现有机制的一些深入洞察信息。任何新的优化机制将受益于这样一种分析和上述试验结果（由优化系统和非优化系统得到的），但为取得切换时延和系统资源之间的平衡，将需要考虑可用的资源量，如处理能力和电池功率。

第4章 对移动性建模

本章通过将状态转换机制与切换期间发生的基本操作相关联，开发了移动事件的一个系统模型。这个系统模型将移动事件分解为各项任务和子任务，并分析原语操作。

4.1 主要贡献和标志性结果概述

在没有分析切换系统动态性的任何形式化机制下，要预测或验证未优化切换或任何特定切换优化技术的系统性能是困难的。没有一个移动系统模型的情况下，以一种系统性方式为现有协议设计新的移动协议或新的优化技术是困难的。

将切换相关的过程建模为一个离散事件动态系统（Cao 和 Ho，1990），并使用确定性的时间转换 Petri 网，构建各种未优化移动模型，并设计相关联的优化技术。实施了切换相关操作的数据相关性分析和资源分析，以便确定操作的可能序列，并使用 Petri 网深入探究与切换操作相关联的行为性质，如死锁和活性。

为移动模型建议的框架有如下主要特征：

1）使我们能够分析切换组件间的数据相关性，并形象地说明切换操作是如何分布在不同层中的网络组件上的。

2）使我们能够使用一个试验测试床，深入探究各切换操作的资源相关性。

3）使我们能够使用时间转换 Petri 网，基于数据相关性和资源相关性的一个分析，设计一个移动系统的模型。

移动模型的主要优势如下：

1）该模型可预测优化的切换操作的系统性能。

2）基于期望的性能和资源约束，可使用该模型为事件的执行序列设计一个最优路径。

3）该模型可验证切换期间的系统行为（如死锁）。

4）可使用该模型，设计各种基于 Petri 网的方法（例如，使用 Floyd 算法、资源—时间乘积或基于矩阵的解法）来评估切换组件的移动模型。

5）可使用该系统模型深入探究一次切换操作期间优化的并行性和机会（opportunity）。使用该模型，可预测或验证一个非优化切换或任何特定切换优化技术的系统性能。

6）该模型可预测在任何特定部署场景（如域间、域内或异构切换）中任何移动协议的性能。

7）当一次移动事件包括并行的、乐观的或不确定的（speculative）操作时，也可使用该模型分析系统度量指标和资源之间的平衡折中。

在本章后面讨论相关工作、所建议的基于 Petri 网移动模型的动态性，给出可用来评估系统性能的各机制的细节，并使用基于模型的方法深入探究优化的机会可能性。

4.2　引言

一个系统的行为性质是表征系统不同组件间相互作用的那些性质。这些性质定义为各工作规程，系统是如何操作的。为理解一个切换系统的动态行为性质，研究切换原语操作间的相互作用，并深入探究切换操作期间的性能度量指标（如切换时延）和资源利用率的平衡折中，重要的是设计移动系统的一个形式模型。例如，与系统动态性相关的一些问题也许有：在切换操作的一个给定序列期间，系统将到达一个冲突状态吗？其中一项操作不能进行，原因是另一项操作还未启动？在什么样的条件下，将会出现由于资源共享导致的一次冲突？在没有冲突的条件下，系统行为如何？在资源约束的条件下，能够得到系统所要求的性能度量吗？这样一个模型也应该对定义系统的控制方面是有用的，从而可为如何矫正异常和不期望的行为（如死锁）提供指导意见。由于共享导致的数据和资源不可用性，可能导致死锁状态，这需要通过正确地调度切换操作加以避免。该模型应该能够分析移动事件的重要行为性质（如一次切换操作期间的死锁可能性），验证系统操作的正确性，并预测切换期间转换的可能序列，这些状态转换将满足某些性能准则。

4.3　相关工作

为建模移动管理的某些方面，存在几项相关的研究工作。Marsan 等（2001）使用一个基于 Petri 网的模型，分析 GSM 和 GPRS 系统无线因特网接入的系统特征。Amadio 和 Prasad（1998）使用一个过程积分（calculus）对 IP 移动性建模，并将此模型应用到一个特定的协议，即移动 IPv6（Johnson 等，2004）。这个基于过程微积分的方法，使用一种软件代理的方法对移动事件建模。Tutsch 和 Sokol（2001）提供了带宽分割的一种基于 Petri 网的性能评估，这是对无线接入中的多媒体会话而言的。Molina - Ramirez 等（1994）和 Jaimes - Romero 等（1997）使用一种基于 Petri 网的方法，对蜂窝系统中的信道分配方案进行了建模和分析。Mostafa 和 Cicak（2006）开发了一个基于 Petri 网的模型，计算在一个移动 IP 环境中通信主机之间的端到端时延。但是，没有哪篇文章尝试对一个切换系统的不同功能组件间的相互作用建模，或研究系统的行为特点的（如活性和死锁）。没有哪个模型意图系统地分析一次移动事件中所涉及的基本操作，或作为优化一次移动事件各操作的基

础的。

基于对移动事件的系统分析，为研究一个基于 IP 的切换系统的设计，开发了一个形式化模型。这个模型可被应用来分析任何类型的移动协议，研究功能性组件，并预测切换期间的系统性能。

4.4 将移动性建模为一个离散事件动态系统

一个移动事件可被看作对一个通信节点稳定状态的扰动，这可能影响协议栈中的各层。因为通信节点要经历切换，所以通过再次返回通信状态而达到一个稳定状态之前，它要经历一系列顺序执行的离散状态。第 3 章中描述的每个基本操作可被建模为一个转换事件，其中移动节点从一个状态转移到另一个状态。作为移动事件期间状态转换序列的结果，因为与每次转换相关的时延，导致移动节点的通信被中断。一个离散事件动态系统（DEDS）（Cao 和 Ho，1990）是这样一种系统，其中状态空间是离散的，状态改变是由外部事件或内部事件驱动的。由此，一个移动事件可被建模为一个 DEDS，原因是在作为移动事件组成部分的多项切换操作间，它的多个组件展示出并行、顺序或竞争性活动（即两个操作竞争相同的资源）。

为使用基于 DEDS 的方法，建模和分析移动事件，考虑几个工具作为可能的候选。这些包括诸如 Esterel（Boussinot 等，1991）的软件语言、马尔科夫链、排队论、最小最大（minimax）代数（Cuninghame - Green，1991；Patsidou 和 Kantor，1991）、甘特图（Hormozi 和 Dube，1999）和 Petri 网（Murata，1989）。Esterel 是一种同步编程语言，针对反应式应用的开发做了裁剪，这种应用表现出并发性和确定性。但是，它不能分析一个系统的行为特征，如事件间的优先关系、互斥、死锁和活性。诸如 minimax 代数的现有基于代数的技术，不能被用来分析一个切换系统的动态性，原因是这些技术仅可被用于由一个最大线性时不变系统的 DEDS 子类，而切换系统是时变的。基于马尔科夫链的解决方案比较适合体现非确定性或随机行为的系统，这不像切换系统的行为，后者在本质上是确定性的。虽然排队论可用于性能评估，但它涉及随机框架，并针对的是平均长期评估，因此不适合切换系统，后者是确定性的，并表现出瞬态行为。甘特图可展示出事件间的相关性，但不能验证一个模型的正确性。

最后，选择 Petri 网作为对移动事件建模的工具，这是出于如下原因。Petri 网可被用来对如下性质建模，如过程同步、异步事件、顺序操作、并发操作和冲突或资源共享。时间 Petri 网（Zuberek，1991）为离散事件系统的建模、设计和性能分析提供一个统一的环境。在一个时间 Petri 网中，将时间指派到 Petri 网的转换或位置。时间 Petri 网最初是由 Ramchandani（1974）开发的，其中实施时间（firing time）是与网的转换相关的。图形化表示使 Petri 网直观地成为表示时间型事件（即与时间相关的事件）的一种非常受人喜欢的方式。作为一种数学工具，一个

Petri 网模型可由一组线性代数方式加以描述，或由其他基于矩阵的数学模型表示，这些方程或模型反映系统的行为。存在几种软件工具［如 TimeNet（Zimmermann 等，1999a)，基于 MATLAB 的 Petri 网工具（Matcovschi 等，2003)，SPNP（Hirel 等，2000)，UltraSAN（Sanders，1995）和 TOMSPIN（Klas 和 Lepold，1992)］，使一个 Petri 网模型的分析自动化，并得到一项性能评估。时间 Petri 网模型也可采用其他现有技术，如模拟退火法（Zimmermann 等，1999b)，实施不同性能度量指标（切换时延、切换概率和系统资源）之间的一项平衡折中分析。

移动事件的建模可被看作类似于一个敏捷制造系统的建模，原因是这两者都表现出一系列的顺序操作。Zuberek 和 Kubiak（1999）对制造单元（manufacturing cell）的简单调度进行了建模和分析。类似的技术可应用于实施移动系统模型的性能分析。使用确定性时间 Petri 网（Murata，1989）对移动事件建模，并通过应用合适的并发和提前式机制，推导相关的优化模型。

4.5 Petri 网原语（基础）

本节定义 Petri 网的一些基础，并描述对移动分析至关重要的一些 Petri 网原语操作。

形式上而言，一个 Petri 网可定义如下：

$$PN = (P, T, I, O, M_0)$$

其中：

1) $P = \{P_1, P_2, \cdots, P_m\}$ 是一个有限的位置集合。

2) $T = \{t_1, t_2, \cdots, t_m\}$ 是一个有限的转换集合，$P \cup T \neq \varnothing, P \cap T = \varnothing$。

3) $I:(P \times T) \rightarrow N$ 是一个输入函数，定义从位置到转换的有向弧，其中 N 是一个非负整数集合。

4) $O:(P \times T) = N$ 是一个输出函数，定义从转换到位置的有向弧。

5) $M_0: P \rightarrow N$ 是初始标记。

一个标记是一个 Petri 网的标识指派。标识被指派并可被认为驻留在一个 Petri 网的各位置之中。在一个 Petri 网的执行期间，标识的数量和位置会发生改变。使用标识定义一个 Petri 网的执行。

如果 $I(P,t) = k(O(P,t) = k)$，那么存在 k 条有向（并行）弧，将位置 P 连接到转换 t（和连接转换 t 到位置 P）。如果 $I(P,t) = 0(O(P,t) = 0)$，那么不存在有向弧，将 P 连接到 t（或将 t 连接到 P）。

在 Petri 网建模中，在由表示共享资源的位置处有可用的一个标识之后，一个位置被激活（enabled)。一旦完成一项操作，则这些标识就被返回到代表共享资源的位置，由此使那些资源可用于其他操作。下面是一个 Petri 网中任何转换的实施规则：

1）称一个转换 t 是激活的，如果 t 的每个输入位置至少包含等于连接 P 到 t 之有向弧权重的标识数量。

2）一个被激活的转换 t 可实施，或不可实施，这取决于任何其他的依赖关系。

3）一个被激活转换 t 的实施，从每个输入位置 P 去除的标识数量等于连接 P 到 t 之有向弧的权重。这也可解释为，在每个输出位置 P 中的标识数等于连接 t 到 P 的有向弧的权重。

Zhou 和 Robbi（1994）讨论了 Petri 网的基本操作以及其优先级、并发性和冲突关系。图 4.1 给出了一个 Petri 网的一些基本操作，它们可应用于一组切换操作的调度中。下面给出这些基于 Petri 网之操作的简单描述。

图 4.1　Petri 网的原语操作

1）顺序操作。如果一个操作后跟另一个操作，那么表示这些操作的位置和转换应该形成 Petri 网中的一个级联或顺序关系。图 4.1a 给出这样的情况，其中转换 t_2 仅在 t_1 实施之后才可实施。这施加约束“t_1 之后实施 t_2”（t_2 after t_1）。这样的优先级约束是 DEDS 各部分执行的一种典型情况。同样，这个 Petri 网构造活动间因果关系的模型。

2）并发操作。如果两个操作由一个事件发起，则它们形成一个并行结构，开

始于一个转换，而两个位置是同一转换的两个输出。在图4.1c中，转换 t_1 和 t_2 是并发的。转换为并发的一个必要条件是，存在这样一个分叉转换，它将一个标识放置到两个或多个输出位置。

3）冲突操作。如果一个操作后跟着无论两个操作中的哪个操作，那么两个转换形成相同位置的两个输出。在图4.1b中，t_1 和 t_2 处于冲突。这两者都是激活的，但这些转换无论哪个转换的实施都导致另一个转换的禁止。通过以一种纯粹的非确定性方式或向冲突转换指派合适的概率的一种概率性方式，可解决导致的冲突。

4）循环操作。如果操作的一个序列一个接着一个，最后操作的完成发起第一个操作，那么在这些操作间形成一个循环结构。图4.1i给出一个Petri网中的一个循环结构。

5）同步。图4.1d给出事件间数据依赖或同步的一个例子。在这个例子中，仅当 P_1 和 P_2 都接收到一个标识时，t_1 才被激活。在这两个位置中每个位置的标识到达，可能是数据可用的结果，这是某处一些其他复杂操作的结果。

6）互斥操作。由于一个共享资源使用上的约束，导致在同一时间时两个进程不能实施，则它们就是互斥的。两种类型的互斥，即并行和顺序互斥，由Zhou和DiCesare（1991）做了讨论。图4.1g给出一个资源如何由两个进程共享的例子，由此那些进程不能同时完成。

7）禁止弧或优先级转换。通过引入禁止弧，可取得对优先级的建模。带有一个禁止弧的一个Petri网例子如图4.1h所示。如果位置 P_1 包含一个标识，则激活转换 t_1，如果 P_2 包含一个标识且 P_1 没有标识，则激活 t_2。

上述许多场景可应用于切换的一个Petri网模型的设计。

4.6 基于Petri网的建模方法论

使用Petri网，设计一个切换过程，有一组方法论是有用的。为使用Petri网对移动事件建模，就有必要遵循一种系统性方法。在下面各步骤中总结了一种通用的建模方法（Zhou和Venkatesh，1999）：

1. 操作和资源的识别

给定一个系统描述，需要识别主要事件、操作、过程、资源和条件。

2. 关系的识别

必须确定所识别事件、操作和过程间的关系。各资源应该被分成不同类，应该确定共享资源的合适分配策略。之后至少粗略地确定初始的网结构。

3. Petri网建模原则

为设计一个切换系统，Petri网的如下规则序列是有用的。

1）设计和标记代表事件、操作和过程的位置与转换。

2）依据在识别过程期间识别的关系，排列位置和转换。

3）指定和标记对资源和条件的状态进行建模的位置。

4）插入必要的位置和转换，从而使没有哪两个位置和转换可相互连接。

5）对于每个转换，从一个位置画一条输入弧，如果要激活该位置要求资源（多个）、条件为真或在位置中所表示操作（多个）的完成。从转移到一个位置画一条输出弧，如果转换的实施释放资源（多个）、改变条件（多个）或通知该位置操作的发起。

6）从一个位置到一个转换的输入弧数应该等于在那个位置激活那个转换所需的标识数（经常意味着资源）。从一个转换到一个位置的输出弧数应该等于当转换实施时为那个位置产生的标识数。

7）依据系统的初始状态，确定在所有位置上的初始标识数。

8）如果需要的话，将其他特征［如时序（timing）］与位置、转换和弧相关。例如，对于一个确定性的时间 Petri 网，应该将时序信息添加到转换。

在下面各节描述在为切换形成一个 Petri 网模型中，如何应用上面的一些方法论。

4.7 切换期间的资源利用率

在 Petri 网术语中，一个资源可表示为一个结构化隐性的位置。“结构化隐性的”指如果有任意大的资源量（即在位置中的标识数表示资源是任意大的），那么这些位置的标记不会限制并发处理。但是，在多数情形中，多数操作是在一些资源约束下发生的。

考虑到任何切换系统中的约束，资源可被分类为专用于特定任务的那些资源和共享资源。一项专用资源可被表示为仅带有单一输入和单一输出弧的一个位置，而一项共享资源代表带有多个输入和多个输出弧的一个位置。同一种类的资源可被表示为带有对应于资源量的标识数的一个位置。一项操作的发起经常要求几种条件和可用资源，这被建模为带有几个输入位置的一个转换。一项操作的完成可释放一些资源，并改变各条件的状态，这被建模为带有几个输出位置的一个转换。当一组过程并发地执行时，它们可共享一组公用资源。这些资源可表示为位置（如 $R_1, R_2, R_3, R_4, R_5, \cdots, R_n$），对资源的可用性建模。

图 4.2 给出一个例子，其中两个进程 A 和 B，共享一个共享资源位置 R。假定进程 A 首先开始，直到进程 A 的操作序列完成，且在转换 t_4 实施之后，资源标识释放回资源位置 R 时，进程 B 才开始。

为在一个移动事件期间完成切换相关的操作，利用到几种资源。出于分析的目的，将这些资源分为 4 个不同类型，即电池功率（P_T）、内存（P_M）、带宽（P_B）和 CPU 处理周期（P_C）。在每项切换操作期间，这些资源可由网络的不同部分所消耗，即移动节点、接入点、接入路由器、网络服务器和通信主机。下面详

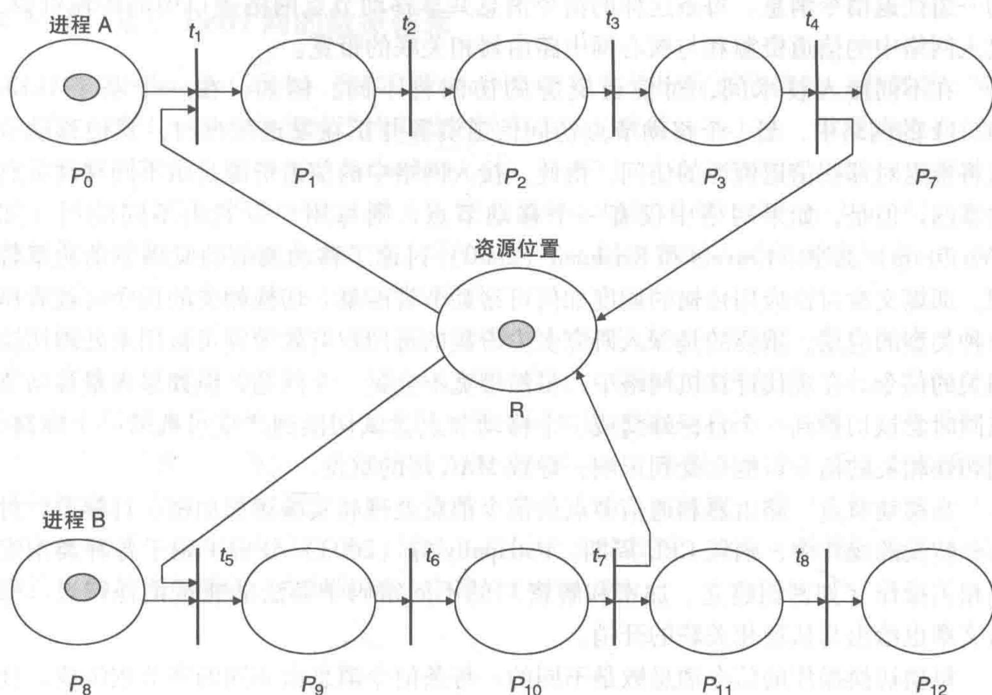


图 4.2 带有一项共享资源的一个 Petri 网中的操作序列

细描述所建模的其中三项资源。

电池功率在几项操作中被消耗，即发送、接收和显示操作，以及对一个系统的磁盘的读和写操作。基于系统类型，在一个移动系统必须实施的操作的不同类型之间，能量消耗将发生变化（Jones 等，2001）。例如，相比其他操作，一台笔记本电脑将为监视器上的显示消耗多得多的电池功率。但是，因为仅对涉及信令的切换操作感兴趣，所以仅考虑与通信相关的信令相关操作。Shnayder 等（2004）对一个无线传感器系统中不同类型的操作进行了电池功率使用情况分类（Hempstead 等，2005）。后一篇文章展示说明了一个无线传感器系统在发送和接收操作期间消耗最多的功率。Pering 等（2006）展示说明了无线接口消耗总功率的大约 70%。由此，在分析中，出于资源共享的目的，考虑这些信令消息在发送和接收操作中消耗的能量。在移动节点和通信节点中，缓存操作消耗内存和处理能力，但不使用带宽。

在一次通信期间，每用户有效的带宽取决于网络中的几个复用点，接入网络类型（如 802.11），核心网中的路由器、关联的空中接入和系统定义的带宽分配（通过优先级机制、基于类的排队和加权公平排队），后者提供对来自运营商的信令流量的分离（segregation）。切换操作涉及网络组件之间（如移动节点和服务器之间）

的一组往返信令消息。每条这样的信令消息共享移动节点网络接口中的传输资源、接入网络中的信道资源和与核心网中路由器相关联的带宽。

在不同接入技术间，对信道资源的访问将不同。例如，在一个基于 IEEE 802.11 的网络中，当一个移动节点访问信道资源并正在发送数据时，其他移动节点将推迟对那些信道资源的访问。由此，接入网络中的信道资源是由不同移动节点共享的。但是，如果网络中仅有一个移动节点，则每用户带宽由不同应用（如 Web 和 ftp）共享。Kravets 和 Krishnan（2000）讨论了移动通信的应用驱动功率管理。那篇文章讨论应用传输的调度如何可帮助节省能量。切换相关的信令可被看作一种类型的应用，重要的是深入研究多少份额的每用户有效带宽可被用来处理切换相关的信令。在现代计算机网络中，虽然带宽不会是一个问题，但如果大量移动节点同时尝试切换到一个目标蜂窝或一个移动节点尝试切换到严重过载的一个蜂窝，则切换相关的信令可能会受到影响，导致 MAC 层的重发。

在移动节点、路由器和通信节点的信令消息处理和实施诸如加密、打隧道、封装和转发的操作中，消耗 CPU 周期。Potlapally 等（2003）分析了用于各种类型安全相关操作（如密钥建立、加密和解密）的不同密码学算法的能量消耗特点。那篇文章也给出与认证相关联的开销。

每项切换操作的信令消息数是不同的，每条信令消息由不同的字节数组成，且这些信令消息跨越网络中的不同组件。由此，每项这样的操作所要求的带宽量是不同的，取决于信令消息数和每消息的字节数。例如，因为发现过程涉及扫描邻接信道，所以相比认证过程（涉及核心网络中的消息）而言，它涉及空中的附加信令消息。另外，为产生密钥（key derivation），认证过程涉及更多的处理能力和 CPU 周期。类似地，其他切换组件的每个组件的资源使用情况也相应地发生变化。取决于切换操作的序列，当并发地发生几项切换操作时，需要共享各资源。

4.8 节形象地说明，几条不同切换相关信令消息期间交换的字节数和为支持各种类型的切换相关转换而利用的资源量。使用三种不同类型的资源（如电池功率、有效用户带宽和用户处理能力）和一组数据位置，以及这些位置之间的一组转换，对切换操作进行建模。

4.8 切换过程的数据依赖分析

在一个切换事件中所要求操作间数据依赖和任务依赖的分析，可确定操作间的并行程度和可能的提前式操作的类型。本节介绍数据依赖和任务依赖的概念，这些概念可应用于使用 Petri 网对切换操作建模。通过在一个 Petri 网模型中应用这些任务依赖、数据依赖和资源可用性，就可能确定切换期间事件的调度或顺序(序列)。

4.8.1　基于 Petri 网的数据依赖

Cruz Filho 等（2000）提供了 Petri 网如何用来分析数据依赖的一个例子。Maciel 等（2001）提出考虑时序约束而估计功能单元数的一种方法，并考虑数据依赖作为估计过程的一项输入。Belhe 和 Kusiak（1993）讨论一个时间 Petri 网如何被用于一个设计过程的性能评估，并说明任务依赖如何被用来产生一个 Petri 网。在介绍切换事件的数据依赖分析之前，将给出事件之间的数据依赖如何映射到一个 Petri 网模型和相关联资源约束的一些例子。

图 4.3 给出了一个设计过程的一个特定阶段的活动间数据依赖关系的一个例子。在设计过程的每个阶段，基于在那个阶段可用的数据或信息（由前面的阶段提供），做出决策。由此，可建立设计活动间数据依赖关系的一个网。可从设计活动 i 到活动 j 画一个箭头，表明活动 j 依赖于活动 i 。在图 4.3 中，活动 2 和活动 3 依赖于来自活动 1 的数据，活动 4 依赖于来自活动 2 的数据，活动 5 依赖于来自活动 3 的数据，活动 6 依赖于来自活动 4 和活动 5 的数据。图 4.4 给出，基于图 4.3 中给出的数据依赖图，如何形成一个等价的 Petri 网。

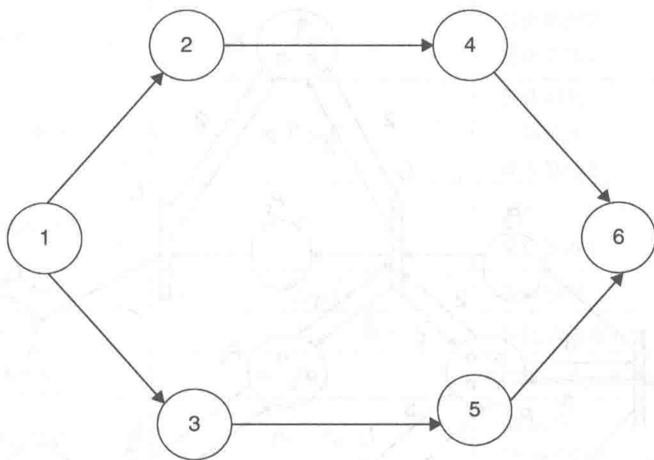


图 4.3　数据依赖关系

图 4.5 将资源添加到前面的 Petri 网模型，该模型是基于依赖关系图得到的。位置 P_7、P_8、P_9 和 P_{10} 代表资源位置。每个资源位置带有一定量的资源，表示为标识。不同活动的资源要求由弧上的容量表示。来自前一状态的一个特定数据项的可用性和所要求资源的可用性使一项特定任务继续进行。类似的任务依赖方法可被应用到切换过程。

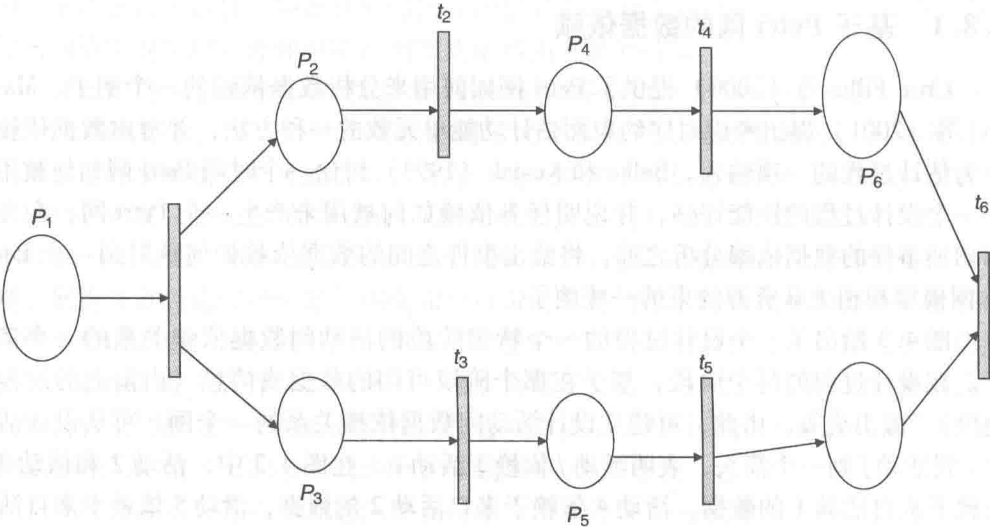


图 4.4　基于数据依赖的切换的 Petri 网模型

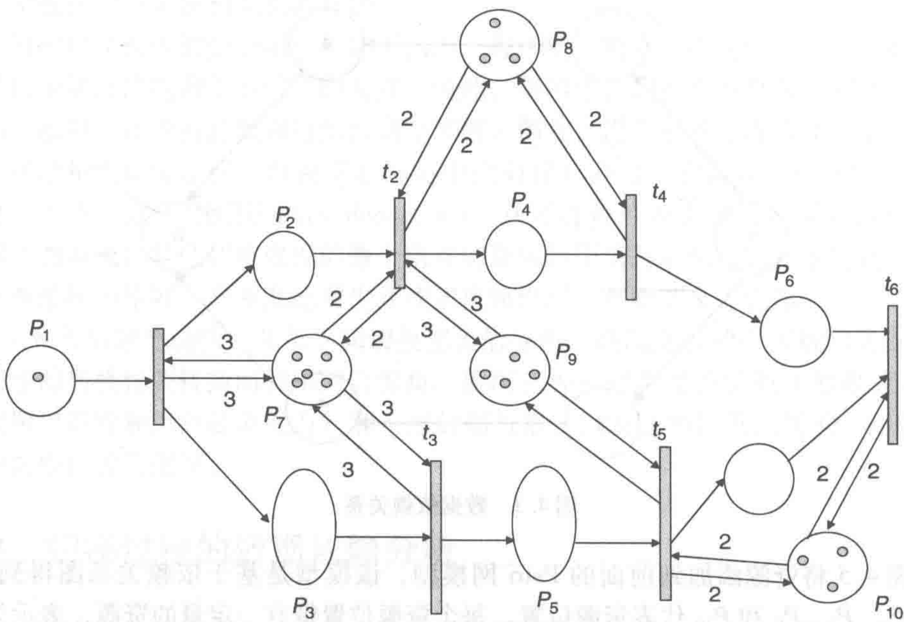


图 4.5　带有资源约束的时间 Petri 网

4.8.2　切换过程期间数据依赖分析

本节描述切换过程的几个组件间的依赖关系。分析这些切换组件的任务序列，

深入研究一项特定任务可能依赖的数据，是有帮助的。一项任务的完成会得到另一项任务执行所需的数据。由此，一项任务可能依赖于另一项任务。

表 4.1 给出（基于图3.3）几个切换过程和操作集合间的相关联的数据依赖关系。下面简短地讨论每个这样的操作的数据依赖关系。

表 4.1　基于数据依赖关系的 Petri 网的切换

切换过程	操作优先级关系	过程依赖的数据
P_{11} – 信道发现	P_{00}	信噪比测量 离 AP 的距离
P_{12} – 子网发现	P_{21}，P_{22}	层 2 信标 ID L3 路由器通告
P_{13} – 服务器发现	P_{12}	子网地址 默认路由器地址
P_{21} – 层 2 关联	P_{11}	信道号 MAC 地址 认证密钥
P_{22} – 路由器请求	P_{21}，P_{12}	层 2 绑定
P_{23} – 域通告	P_{13}	服务器配置 路由器通告
P_{31} – 标识符获取	P_{23}，P_{12}	默认网关 子网地址 服务器地址
P_{32} – 重复地址检测	P_{31}	ARP 路由器通告
P_{33} – 地址解析	P_{32}，P_{31}	新标识符
P_{41} – 认证	P_{13}	认证器的地址
P_{42} – 密钥产生	P_{41}	PMK（成对的主密钥）
P_{51} – 标识符更新	P_{31}，P_{52}	L3 地址 L3 地址的唯一性
P_{52} – 标识符验证	P_{31}	CoTI 完成
P_{53} – 标识符映射	P_{51}	在 CN 和 HA 处更新过的 MN 地址
P_{54} – 绑定缓存	P_{53}	新转交地址映射
P_{61} – 打隧道	P_{51}	隧道端点地址 标识符地址
P_{62} – 转发	P_{51}，P_{53}	移动节点的新地址
P_{63} – 缓冲	P_{62}，P_{51}	获取新的标识符
P_{64} – 组播/双向广播	P_{51}	获取新的标识符

1. 网络资源发现

一旦移动节点发起了切换规程，则网络和资源发现就是第一项任务。资源发现发生在几个层中，如层 2 中的信道发现、层 3 中的子网发现和应用层的服务器发现。下面依据图 3.3 描述作为网络发现过程的各子过程间的依赖关系。

1）信道发现。移动节点实施的信道发现，取决于对来自邻接接入点或基站之信标或引导信号的成功接收。例如，在一个 802.11 网络的正常切换场景中，移动节点需要处在目标网络的覆盖区域中，能够从广播信道接收 SSID。由此，在一个广播地址上接收信标的能力是信道发现操作启动的一项前期操作（precedence operation）。但是，如果移动节点使用诸如基于 802.21 的信息服务（Dutta 等，2005b）的一项提前式发现技术，则这个前期条件就是不必要的，其中移动节点基于移动节点的当前位置从邻接网络接收信道信息。由此，如果在移动节点切换之前发现目标信道，则信道发现过程可不在切换操作的关键路径上。

2）子网发现。因为子网发现是一个层 3 过程，所以在移动节点能够接收路由器通告以便发现它确实移动到一个新子网之前，该节点需要完成层 2 关联过程 P_{21}。在移动节点能够发现一个新的子网之前，该节点依赖于从路由器通告得到的前缀。虽然路由器通告以一个预定义的速率发生（依据路由器配置而定），但移动节点总是能够发送一条路由器请求消息，触发一条路由器通告。在没有路由器通告或路由器通告出现时延的情况下，这种做法帮助移动节点发现一个层 3 附接点。在多数情形中，如层 2 关联的低层事件和上线（Link up）的网络附接事件通知，从移动节点触发一条路由器请求，这接下来触发路由器通告。

3）服务器发现。仅在子网发现完成之后，才发生服务器发现过程。服务器发现过程通常包括一台 DNS 服务器和一台带外 SIP 服务器的发现，它们分别提供诸如域名查询和信令消息路由的附加服务。服务器发现过程 P_{13} 依赖于子网发现过程 P_{12} 和标识符获取过程 P_{31} 的完成。在移动节点能够完成服务器发现过程之前，它需要获取默认路由器地址和子网前缀。

2. 网络附接

切换操作的下一阶段是网络附接。网络附接过程涉及与不同层中新的附接点的关联操作。层 2 关联、路由器请求和域通告是这个过程组成部分的三项不同任务。

1）层 2 关联。为完成一次成功的层 2 关联，移动节点需要访问信道号、接入点的 MAC 地址和认证的安全密钥。在发现或扫描过程期间，可得到信道号，同时移动节点需要访问共享密钥认证的一个基于 WEP 的安全密钥，或在基于 802.11i 的认证情形中使用 EAP 认证方法获取一个预共享密钥。在开放系统认证的情形中，可使用 WEP 密钥加密数据。

2）路由器请求。通过从路由器请求一条路由器通告，来自移动节点的路由器请求消息触发层 3 附接过程。但是，仅在移动节点与接入点建立一个层 2 绑定之后，才发生这个操作，从而移动节点可使用 MAC 地址与接入点通信。

3）域通告。类似地，域通告过程有助于应用层的网络附接。这个过程帮助移动节点确定它所属的行政管理域。移动节点需要已经完成服务器配置或路由器通告。在移动节点能够进行域通告过程之前，它依赖于来自服务器配置或路由器通告过程的数据。

3. 移动配置

切换过程的下一阶段是配置，包括诸如标识符获取、重复地址检测和地址解析等几项任务。下面是配置过程各项子过程间依赖关系的一个描述。

1）标识符获取。为完成标识符获取任务，移动节点依赖于诸如默认网关和子网前缀等数据。作为诸如域通告（P_{23}）和子网前缀发现（P_{12}）等任务完成的结果，得到这些数据。

2）重复地址检测。在移动节点能够确定标识符的唯一性之前，它依赖于在新网络中完成层 3 标识符获取。由此，直到在新网络中得到一个新的标识符之后，才启动重复地址检测。由此，在过程 P_{31} 完成之前，不可能启动过程 P_{32}。

3）地址解析映射。地址解析映射，或将 IP 地址与 MAC 地址映射，仅在得到一个新地址之后才完成。但是，重复地址检测和地址解析可并行地发生，这降低了顺序操作的程度。

4. 安全关联

下面描述构成安全关联过程的各子过程间数据依赖的实例。

1）认证。一项成功的认证操作依赖于认证器的成功发现。在发现认证器之后，移动节点可与认证器通信，接下来认证器与认证服务器（如一台 AAA 服务器）通信，完成认证和授权过程。这个过程涉及移动节点和认证器之间信令消息的一次交换。由此，来自表 4.1 中操作 P_{13} 的数据（提供有关认证器的信息），作为认证子过程 P_{41} 的前期数据（precedence data）。

2）密钥产生。仅在一次成功的认证过程［产生一个成对的主密钥（PMK）］完成之后，才能产生一个加密密钥［如成对临时密钥（PTK），有助于建立移动节点和认证服务器之间的一个安全关联（采用加密数据的方式）］。由此，在 PMK 的产生（采用基于 EAP 认证的方式）和 PTK 的产生之间，存在一个优先关系。但是，在移动节点移动到目标网络之前，同时可发生认证过程（提前认证），由此将 PTK 的产生留到切换到新网络之后才发生。这是优化认证过程的一种方式。

5. 标识符更新

仅在移动节点得到一个新的层 3 地址之后，在家乡代理处更新新的标识符才是可能的。由此，诸如新的层 3 地址和它的唯一性测试的数据，是移动节点能够开始绑定更新过程之前的前提数据。在一些情形中，如在 MIPv6 中，在绑定更新完成之前，这种标识符更新需要针对一种非法绑定更新的可能性进行验证。通常情况下，采取一个返回路由能力过程完成这种验证，其中移动节点和通信节点交换一对密钥，相互进行认证。类似地，标识符映射和一个绑定缓存表项的建立，依赖于标

识符更新和标识符验证过程的成功完成。

6. 数据转发

打隧道、转发和缓冲是必须在切换完成和数据在移动节点接收之前完成的其他切换相关的操作。仅在移动节点学习到家乡代理的地址且家乡代理学习到移动节点新的转交地址之后，才可建立一条隧道。仅在更新完成之后，打隧道操作才完成。

类似地，仅在移动节点得到一个新的转交地址并向本地转发代理（如以前网络中的一个外地代理）和家乡代理发送一条绑定更新之后，才发生数据转发。取决于在哪里发生缓冲（即在网络边缘或在家乡代理处），可并行地发生转发和缓冲操作。组播和双向广播是一次切换期间转发临时数据的两种技术形式。在第6章中描述一些这样的技术。

4.9 切换的Petri网模型

图4.6给出了与一个离散事件相关联的一个离散状态集如何能够表示为一个形式框架的高层视图，其中使用了一种时间Petri网方法（Murata，1989）。这个高层Petri网模型给出一个切换操作，其中一个移动节点从一个连接状态转换到一个断开状态，之后返回到一个连接状态[㊀]。每个位置 P_i 代表移动事件的各个阶段，而转换 t_i 代表完成阶段之间各操作集所需的时间。每个这样的阶段可被看作表示移动事件的系统的多个子系统。

表4.2描述与图4.6关联的切换事件各阶段、共享资源的各个位置以及转换状态。转换代表相应的操作和与每项这样的切换操作相关联的时延。虽然下面为转换假定一个确定性时延，但如果转换遵循其他类型的时延分布（如指数、均匀或有限离散），也可应用这个框架。取决于处理速度和可用的共享资源，转换时间将发生变化。理想情况下，共享资源表示为标识，在一个转换实施前该标识将变成可用的，这导致进入切换过程中的下一阶段。

表4.2 切换的位置和转换描述

位置/转换	描述
P_0	移动节点处在断开状态
P_1	发现的网络和资源
P_2	选中的目标网络
P_3	配置和注册移动节点
P_4	认证移动节点
P_{5A}，P_{5B}	建立安全关联

㊀ 在附录B中定义了“连接状态”和“断开状态”。——原书注

（续）

位置/转换	描述
P_6	完成绑定更新
P_7	完成域内绑定更新
P_8	移动节点处在连接状态
P_B	带宽资源
P_M	电池资源
P_P	CPU 资源
t_0	移动节点得到断开触发器
t_1	移动节点在新的 PoA 处发现网络和资源
t_2	移动节点选择网络
t_3	移动节点经历配置和注册
t_4	移动节点经历认证过程
t_5	移动节点经历密钥产生和安全关联过程
t_6	移动节点经历绑定更新过程
t_7	移动节点经历层次化绑定更新
t_8	将数据重定向到移动节点
t_9	切换期间的网络缓冲

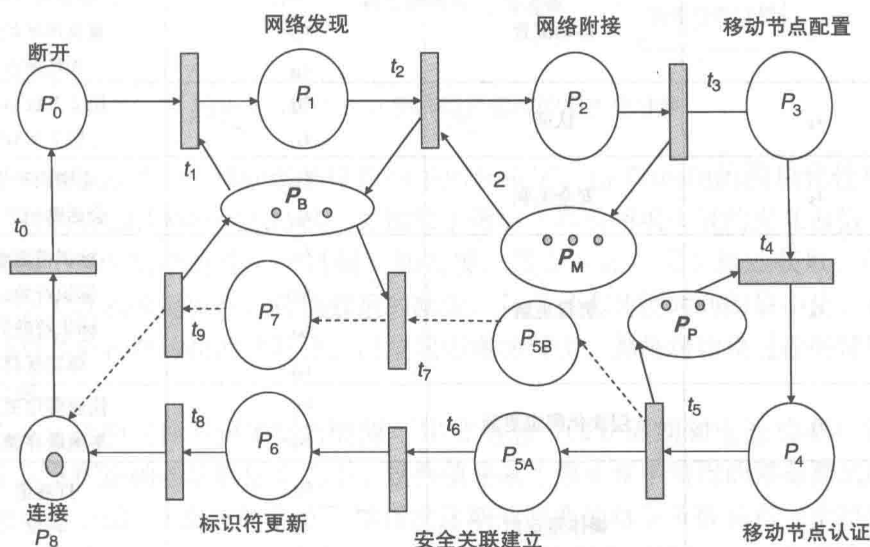


图 4.6 切换的一个广义高级时间 Petri 网模型

在图4.6中，位置 P_0 ~ P_7 中的每个位置代表第3章中所述移动事件的各阶段，而位置 P_B、P_M 和 P_P 代表共享资源，即分别是一个移动事件期间使用的有效用户带宽、电池和处理能力。有效用户带宽是由接入网和核心网中的可用网络带宽决定的，而电池功率和CPU周期是相同移动节点为移动节点内多项操作使用的共享资源。

图4.6中代表位置 P_7 由点式线表示的路径，展示说明并行操作的一个例子，其中一个层次结构型绑定更新（t_6）与一个常规绑定更新（t_7）并行发生。P_{5A} 和 P_{5B} 是这个模型中转换 t_5 实施之后的中间位置。

每个这样的转换过程可由几个子过程组成。表4.3给出了每个这样的转换的子转换。转换过程 t_1（网络资源发现）由几个子过程组成，它们由几个子转换即 t_{11}、t_{12} 和 t_{13} 表示。这些子转换分别定义层2信道发现、层3子网发现和服务器发现。

表4.3 切换期间的原子操作

转换	切换操作	子转换	子操作
t_0	断开触发	t_{00}	层2不可达性测试
		t_{01}	层3不可达
t_1	网络发现	t_{11}	层2信道发现
		t_{12}	层3子网发现
		t_{13}	服务器发现
t_2	网络附接	t_{21}	层2关联
		t_{22}	路由器请求
		t_{23}	域通告
t_3	移动配置	t_{31}	标识符获取
		t_{32}	重复地址检测
		t_{33}	地址解析
t_4	认证	t_{41}	层2开放认证
		t_{42}	层2 EAP
t_5	安全关联	t_{51}	主密钥产生
		t_{52}	会话密钥产生
t_6	绑定更新	t_{61}	标识符更新
		t_{62}	标识符验证
		t_{63}	标识符映射
		t_{64}	绑定缓存
t_7	层次化绑定更新	t_{71}	快速绑定更新
		t_{72}	本地缓存操作
t_8	媒体重定向	t_{81}	打隧道
		t_{82}	转发
		t_{83}	缓冲操作
t_9	本地数据重定向	t_{91}	本地id映射
		t_{92}	组播/双向广播

Petri 网的层次结构性质（Zuberek，2000）可被应用到每个这样的转换过程，来研究子过程层次的交互通信。例如，如图 4.7 所示，转换过程 t_1（网络资源发现）由几个子过程（位置）组成，即信道发现（ P_{11} ）、子网发现（ P_{12} ）和服务器发现（ P_{13} ），它们由几个子转换即 t_{11}、t_{12} 和 t_{13} 连接起来。类似地，图 4.7 也说明一个 Petri 网的层次化特征如何应用到网络附接（ t_2 ）和配置（ t_3 ）过程。虽然在图 4.7 中仅重点突出三个过程，但 Petri 网的层次结构性质也可应用到表 4.3 所示的其他操作。

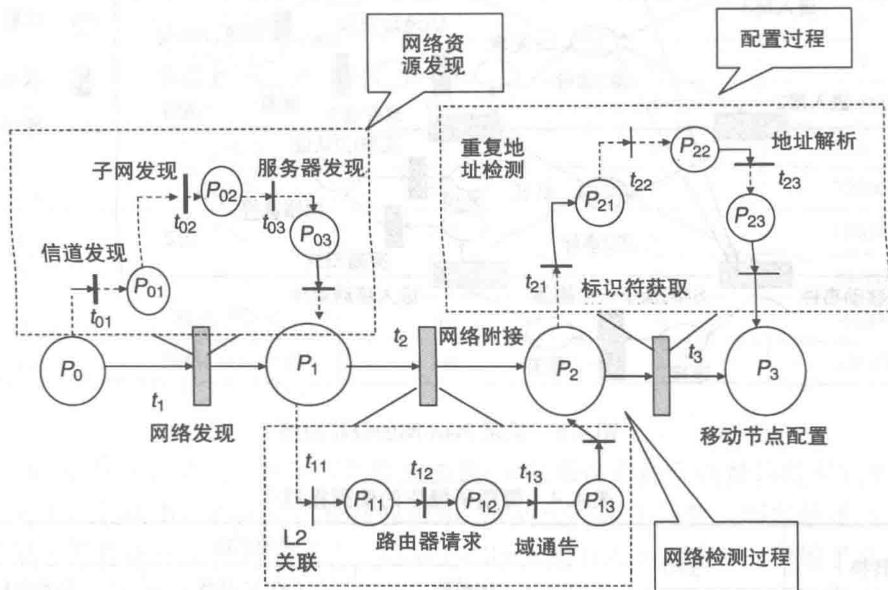


图 4.7 基于 Petri 网的切换模型的层次化分解

图 4.8 给出了一个移动系统模型的子网级视图，由 Petri 网的模块化性质加以表示。它包括每层中的状态转换，并说明了每层中和层间组件级的交互通信。下面展示说明了每个层中的几个子过程，如发现、层 2 认证、层 3 地址获取、层 3 认证、安全关联和绑定更新。转换数量的减少，每个状态转换时间的最小化，在每层内和层间多个状态转换的并行化，以及状态数的减少，都将对切换过程的整体优化有所贡献。

表 4.4 说明三种不同类型的资源（字节传递、CPU 周期和电池功率）如何被用在第 3 章所述的各切换操作之中。这些值是基于第 6 章中给出的移动测试床得到的试验结果上的。“交换的字节”指在发送期间交换的总字节数和在一个特定切换操作期间在移动节点处接收到的信令消息数。CPU 周期样本取自切换期间各操作的移动节点的一个 Oprofile（Levon 和 Elie，2005）分析。电池功率消耗依据的是用掉的能量，是基于移动节点接收和发送的字节数得到的。Feeney 和 Nilsson（2001）

将每分组能量消耗建模为一个固定分量（由信道访问产生）和一个变分量（正比于发送和接收的分组尺寸）。那篇文章也说明对发送和接收操作需要多大的能量(不同的)。由此，可使用一个线性方程，描述用掉的能量，如下：

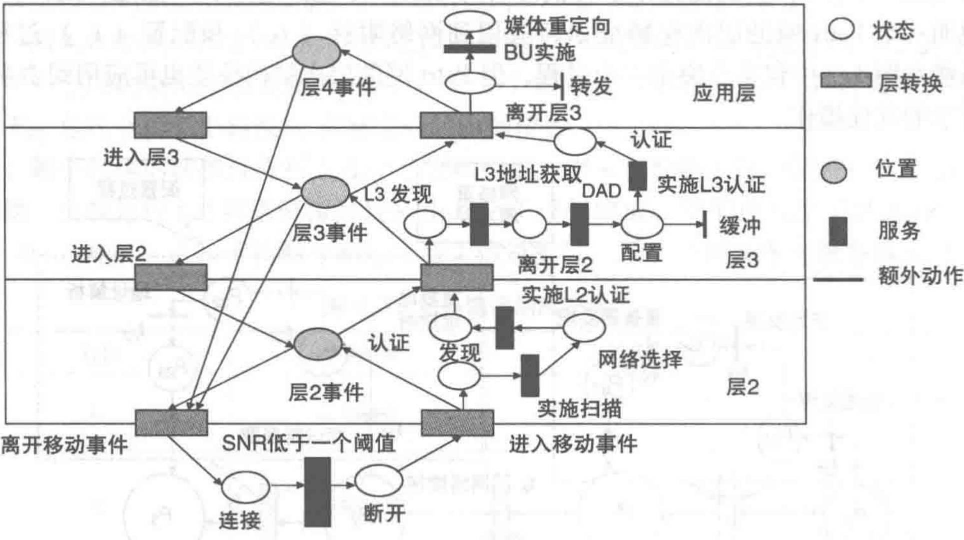


图 4.8　采用 Petri 网的分层建模

表 4.4　每项子操作的资源指派

转换	操作	资源消耗		
		字节数	CPU 周期数	电池/nJ
t_{00}	层 2 不可达性	43	5	51600
t_{01}	层 3 不可达性	86	3	103200
t_{11}	发现层 2 信道	109	3	130800
t_{12}	发现层 3 子网	110	4	132000
t_{13}	发现服务器	450	5	540000
t_{21}	层 2 关联	99	2	118800
t_{22}	路由器请求	70	4	84000
t_{23}	域通告	226	4	271200
t_{31}	标识符获取	1426	5	1711200
t_{32}	重复地址检测	164	6	196800
t_{33}	地址解析	60	3	72000
t_{41}	层 2 开放认证	94	3	112800
t_{42}	层 2 EAP	2842	6	3410400
t_{43}	四次握手	504	4	604800

（续）

转换	操作	资源消耗		
		字节数	CPU 周期数	电池/nJ
t_{51}	主密钥产生（PMK）	0	10	0
t_{52}	会话密钥产生（PTK）	0	6	0
t_{61}	标识符更新	352	4	422400
t_{62}	标识符验证	148	6	177600
t_{63}	标识符映射	0	8	0
t_{64}	绑定缓存	0	3	0
t_{71}	快速绑定更新	110	3	132000
t_{72}	本地缓存	0	6	0
t_{81}	打隧道	60	2	72000
t_{82}	转发	100	2	120000
t_{83}	缓冲	120	3	144000
t_{91}	本地 ID 映射	40	4	48000
t_{92}	组播/双向广播	192	2	230400

$$能量 = m \times 尺寸 + b \tag{4.1}$$

式中，m 是在一条消息中每字节花费的能量；b 是每信道访问花费的固定能量。

重要的是指出，对于发送和接收操作，m 的值将是不同的，而每信道访问的能量开销对那些操作也将是不同的。Khalaf - Bitar 和 Rubin（2009）引用了在一个基于 802.11 的网络中发送和接收一个比特花费能量的例子。依据那篇文章，在 50mW 发送功率和 11Mbit/s 发送速率下，发送一个字节的数据要花费 1.3μJ 的能量，在那个速率下接收一个字节花费大约 1μJ。如果无线电接口工作在一个较低速率下，发送一个字节要花费更多能量。例如，当无线电工作在 2Mbit/s 时，移动节点将消耗大约每字节 7μJ。依据 Sierra 无线卡的 CDMA 1XEV - Do 接口，在 200mW 发送功率时的能量消耗大约为 1.4W。由此，使用一个 CDMA 1XEV - DO 接口在 1.8Mbit/s 上行链路速度传输一个字节花费大约 6μJ。

为确定切换相关操作所用能量的百分比，重要的是找出在天基础上一个移动节点发送和接收的数据和话音总量以及一个移动节点要经历的切换平均数。从一个试验计算来看，我们发现，当使用 MIPv6 作为移动协议时，一个移动节点发送和接收大约 7kbit 的数据。另外，如果使用一个不同的移动协议（如 SIP 或 ProxyMIP），则这个量将不同。例如，基于 SIP 的移动协议为绑定更新交换附加的数据，导致大约 10kbit 数据，但中介 MIPv6 为实施绑定更新操作要求较少的数据，这导致大约 6kbit 的数据交换。由此，访问一个信道，移动节点需要的数据传递总量和次数也将是变化的。一项最新的在线调研报告（survey）表明，在一个月的时段上一名

PDA 用户要用掉 100Mbit 数据，而 FCC 数据（www. fcc. gov）表明，在相同时段上一个移动节点将用掉大约 5Mbit 话音流量。由此，一个移动节点每天要用掉大约 3. 5Mbit 的话音和数据传递量。一台 PDA 要经历切换的次数取决于用户类型（例如，一名销售员或一名研究人员）的移动模式和访问方法（如 CDMA 或 802. 11）的特点。一项试验研究（Thajchayapong 和 Peha，2006）表明，在一个微蜂窝环境中一天中一台 PDA 要经历平均 10 次切换，当在一个基于 IEEE 802. 11 的环境中使用 FMIPv6 作为移动协议时，相当于由于切换大约有 70kbit 的数据传递。由此，在一个微蜂窝环境中切换贡献消耗总能量的大约 2%。相比于在一个微蜂窝环境中，在一个蜂窝环境中的切换率将较小。对于在美国一名通勤人员的例子，可估计近似切换率如下。在一个蜂窝网络中的平均蜂窝尺寸从 5mile㊀变化到 25mile，平均而言，在美国一名移动用户的单向通勤距离大约为一天 20mile。由此，一名通勤移动用户将经历每天平均 5 ~ 6 次切换。但是，这个数值没有包括这样的场景，其中采用双模无线电的一名移动用户可能切换到热点接入（采用 IEEE 802. 11）或在一个有大量人群、密集的城区中存在许多交叠蜂窝的情况。

假定在资源位置中的标识代表不同量的切换资源（例如，1 带宽标识 = 100kbit，1 电池功率标识 = 50mJ，1 CPU 标识 = 2 周期）。现在给出各切换操作 Petri 网模型的例子。

图 4. 9 给出了表 4. 4 中各值时一项切换操作期间的相对资源使用情况。基于每项这样的子操作的资源需求，对四项具体操作（即发现、附接、认证和配置过程）和这些操作所需的共享资源进行了建模。

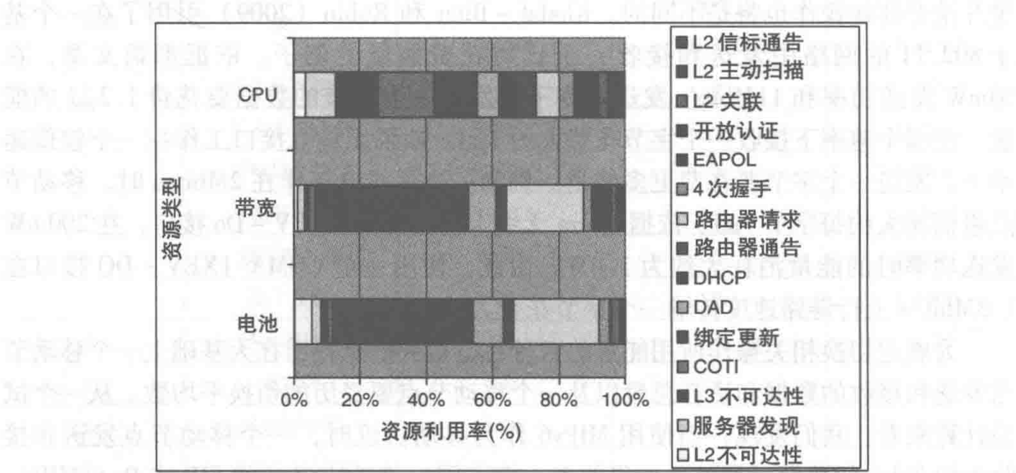


图 4. 9 切换期间的相对资源使用情况

㊀ 1mile = 1609. 344m。——译者注

通过在资源位置中设定有限数量的可用标识，图4.10对发现过程进行了建模。资源位置有 P_3、P_4 和 P_5，分别代表带宽（网络容量）、CPU周期和处理能力。

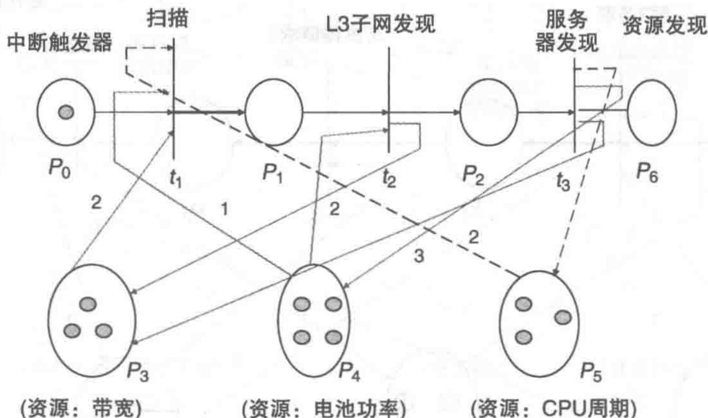


图4.10 发现的Petri网模型

一旦移动节点得到一次中断触发（例如，SNR下降低于某个阈值），则移动节点就准备实施一项扫描操作。为完成扫描操作，它需要从位置 P_0 得到一次中断触发指示，P_0 被认为是一个数据标识；从资源位置 P_3 得到两个标识；从资源位置 P_4 得到一个标识；从资源位置 P_5 得到两个标识。由此，为完成扫描操作，资源位置 P_3、P_4 和 P_5 必须有足够可用的标识，这导致转换 t_1 的实施。一旦转换 t_1 实施，则为后续操作释放资源。当移动节点转移到下一项操作（如层3子网发现）时，它可能需要一种特定类型的其他资源，并释放其他类型的资源。例如，在这个特定情形中，层3子网发现需要附加的电池功率，原因是移动节点需要实施消息的附加发送和接收。在层3子网操作完成之后，它释放一个标识到带宽位置即位置 P_3。服务器发现是发现过程的最后一项操作，它为CPU释放一个资源标识、为带宽释放三个资源标识并为功率释放一个资源标识。由此，在服务器发现过程完成之后，资源位置被放回它们最初的方式，且移动节点移动到下一状态 P_6，它有一个数据标识。这个资源数据可被用作切换操作下一阶段（网络附接）的输入。

类似地，图4.11、图4.12和图4.13分别形象地给出了网络附接、配置和认证之后续操作的Petri网模型。

图4.14给出了配置子任务即标识符获取、重复地址检测和地址解析的Petri网模型。如果任意这样的操作是以并行方式完成的，那么为在那个时段期间完成这些操作将需要附加资源。

图4.15给出了当发现、附接、配置和认证这四项操作一起工作完成切换操作的部分任务时的模型。并行地运行操作可降低完成切换所需的时间，而资源共享和数据的不可用可导致一个死锁状况，其中因为缺乏资源，不能完成一项特定操作。

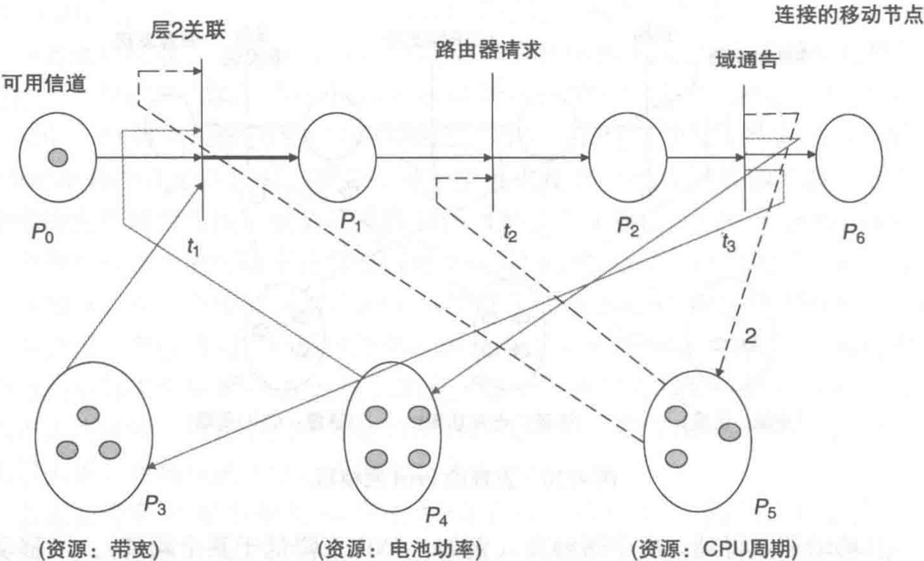


图 4.11 网络附接的 Petri 网模型

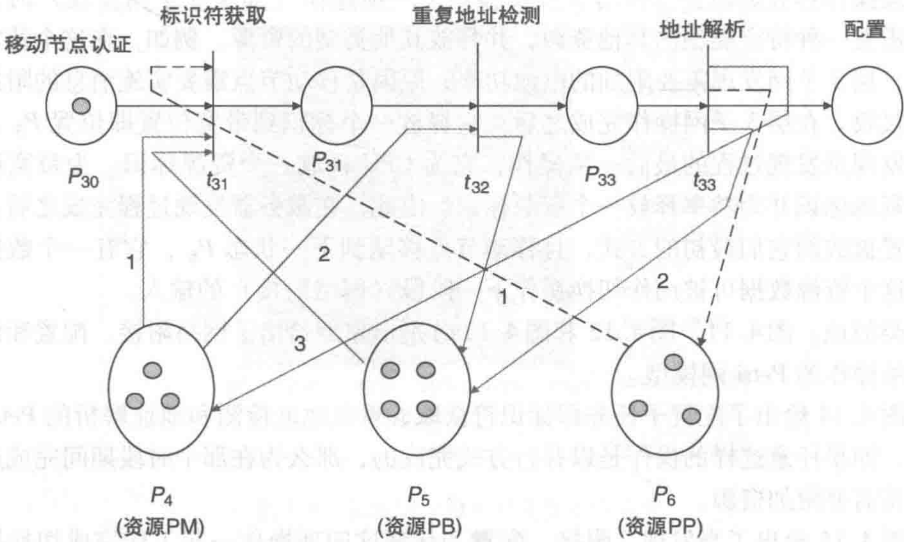


图 4.12 配置的 Petri 网模型

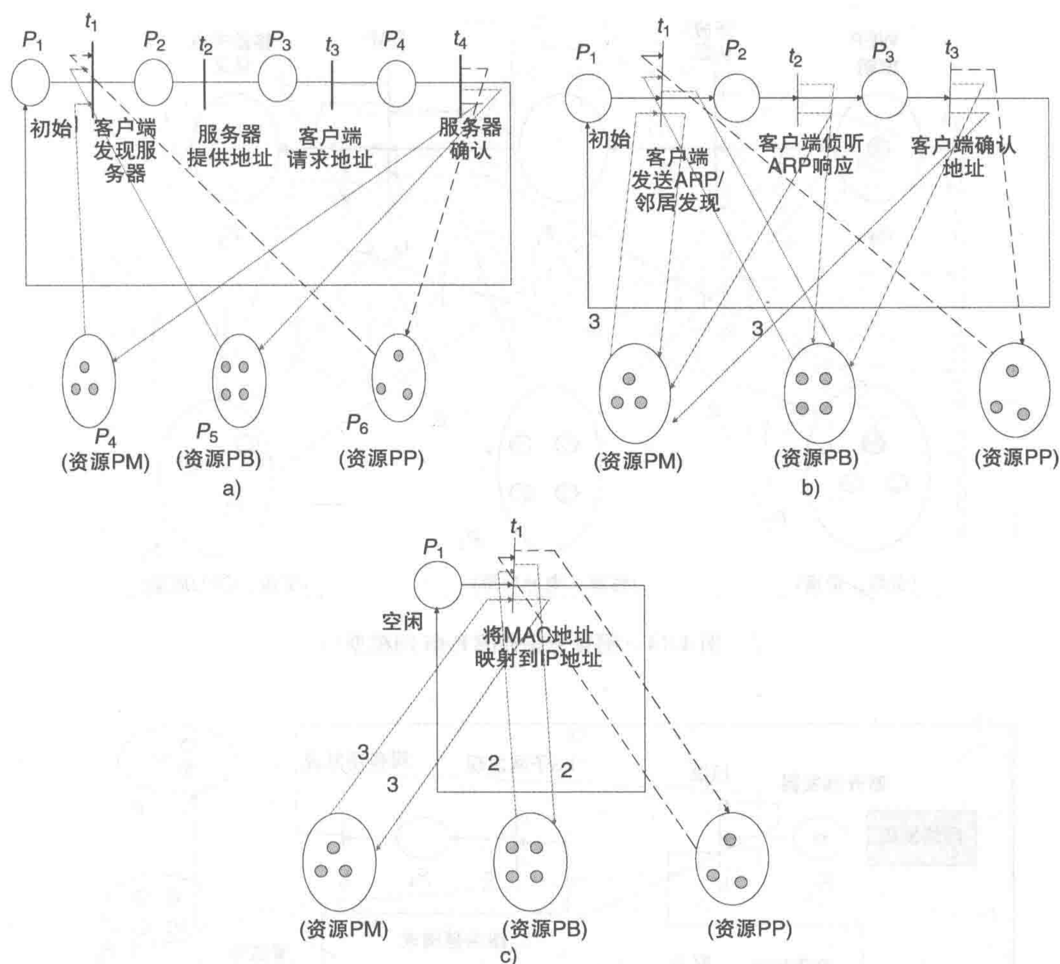


图4.13 认证的Petri网模型

图4.16给出了基于表4.1中所述数据依赖关系的Petri网模型，此时没有并发切换操作。图4.17和图4.18形象地给出了涉及一定程度并发性的操作的两个不同序列的依赖关系图。图4.17形象地给出了在扫描期间发生安全关联时的依赖关系图，图4.18给出了扫描期间发生安全关联和子网发现时的一个例子。图4.19和图4.20给出了以位置和转换表示的相应Petri网模型。给出的这些模型，在数据依赖关系图中没有资源。它们清晰地表明特定数据依赖关系如何影响切换操作的执行序列。基于Petri网的模型可被用来分析各种类型的移动事件，即子网内、技术内、子网间和技术间的切换，其中涉及各种移动协议。如4.3节所示，这项分析可采用多种现有基于Petri网的软件工具加以实施。

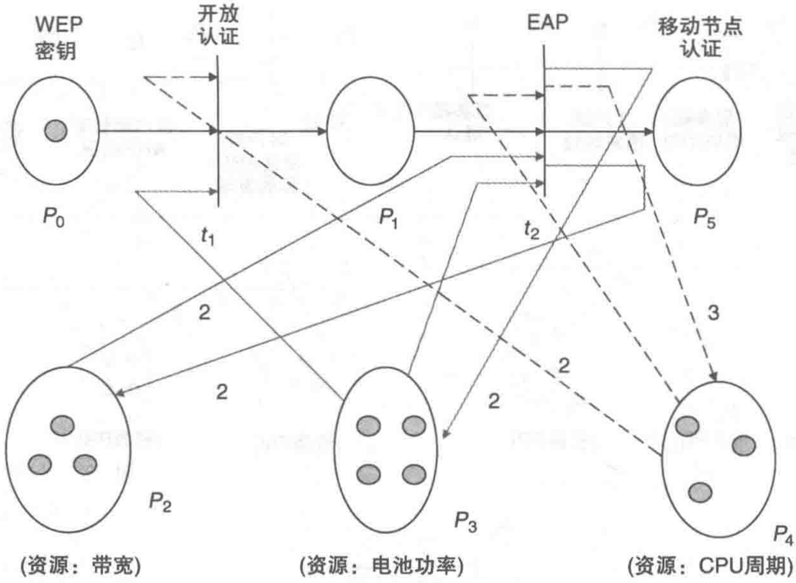


图 4.14　配置子任务的 Petri 网模型

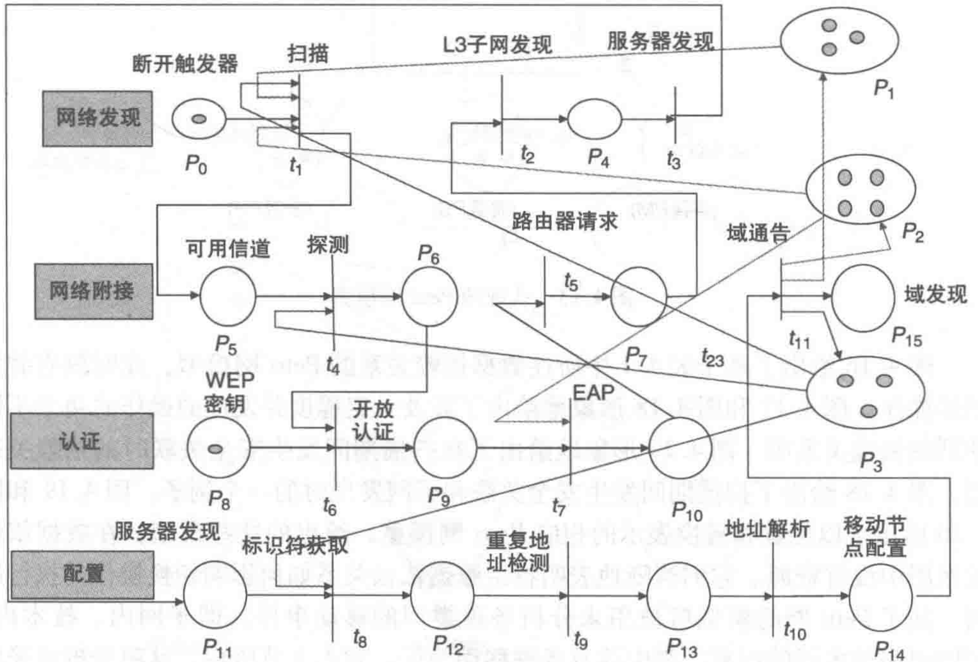


图 4.15　组合操作的 Petri 网模型

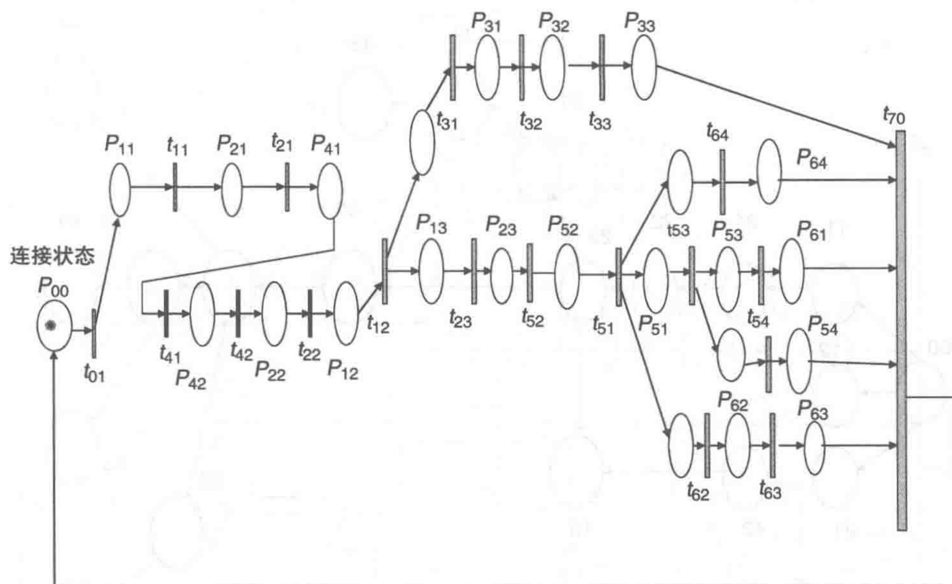


图 4.16 基于数据依赖关系的 Petri 网模型

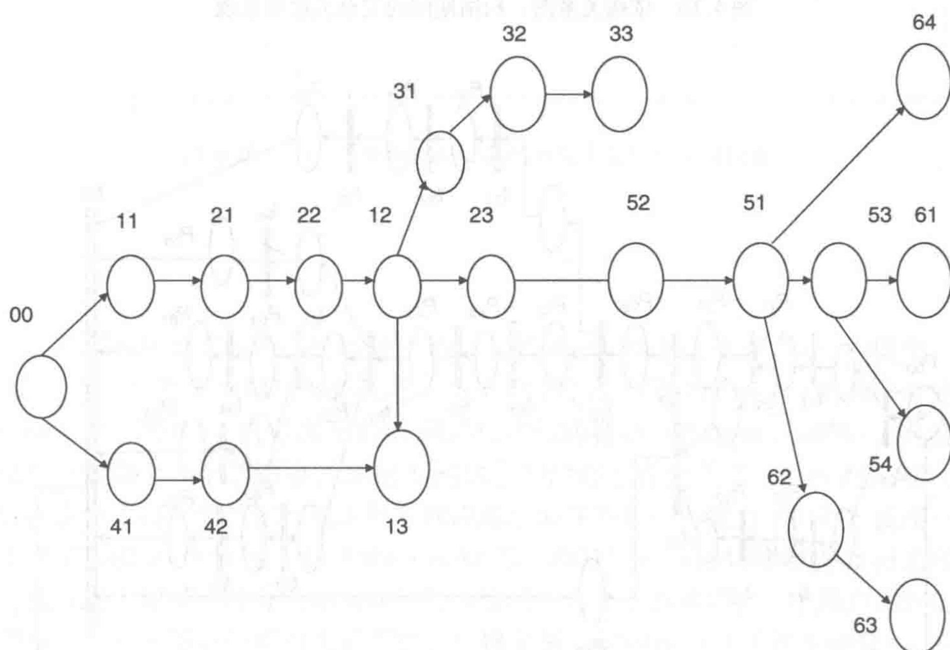


图 4.17 依赖关系图：扫描期间的安全关联

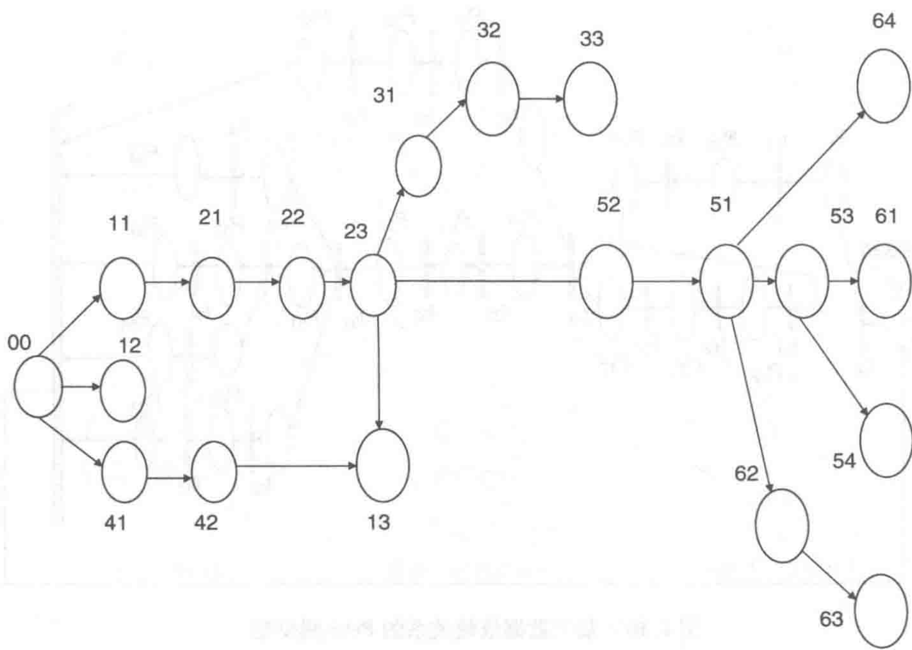


图 4.18　依赖关系图：扫描期间的安全关联和发现

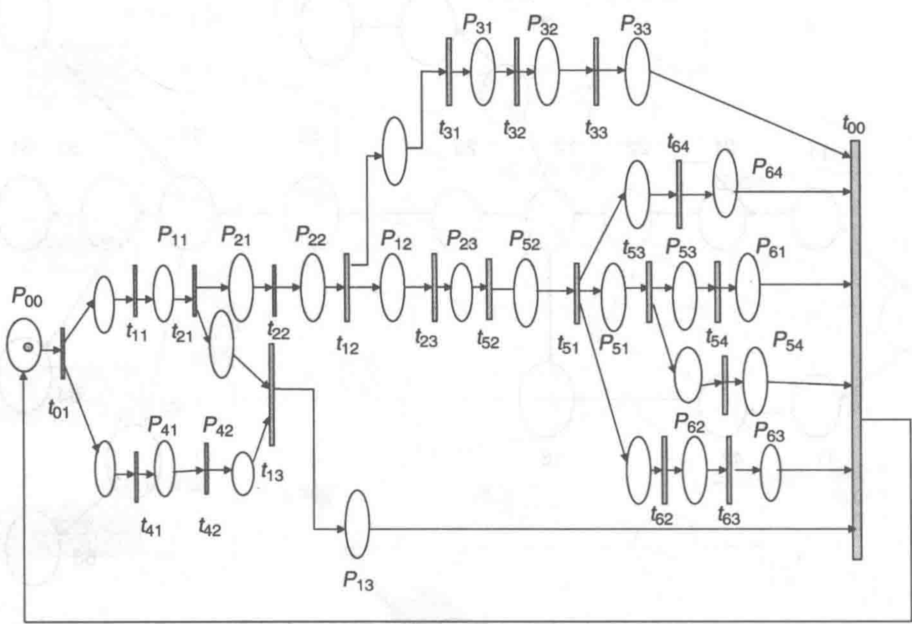


图 4.19　无资源的 Petri 网模型：扫描期间的安全关联

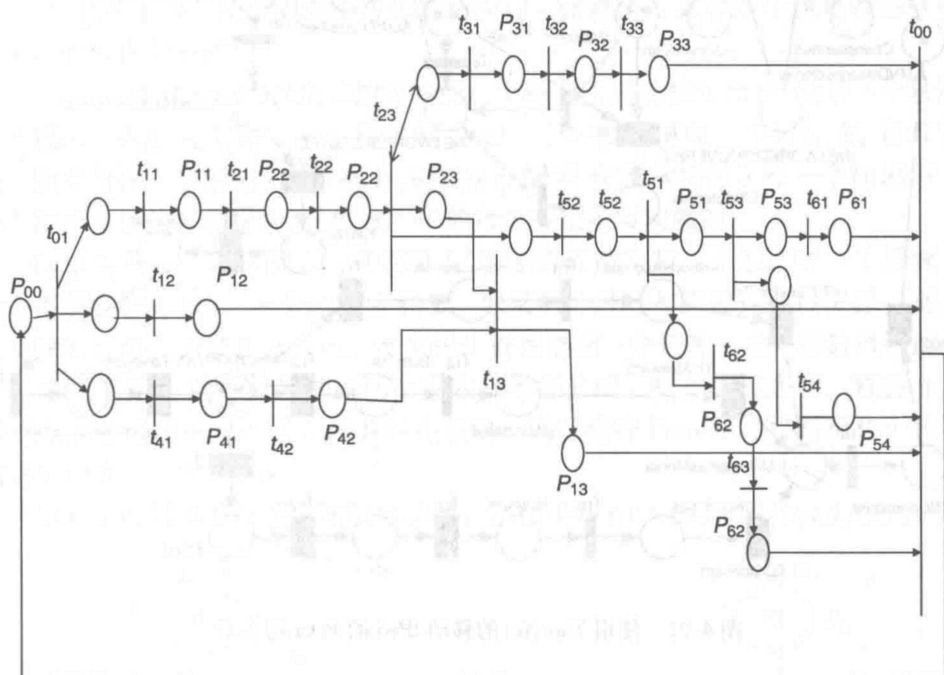


图4.20　Petri网模型：扫描期间的安全关联和子网发现

在几项可用的工具中，使用两种特定工具来分析切换过程的Petri网模型，即TimeNet和一个基于MATLAB的工具。图4.21给出如何使用TimeNet对MIPv6建模（Johnson等，2004）。这考虑到Petri网的层次结构特征（Zuberek，2000），并给出在细粒度级别上一个移动事件期间不同状态间的相互作用关系。Petri网的层次结构特征提供了将一个特定系统事件分解成较小型任务的一种能力。但是，使用一种基于MATLAB的Petri网工具（Matcovschi等，2003）对各种切换组件和相关联的优化技术进行建模，并分析相关联的行为性质。这个工具箱带有一个用户友好的图形界面。其功能涵盖分析的主要专题，如覆盖树、结构性质（包括不变量）、时间相关性能指标和最大和（max - plus）状态空间表示。在第11章中给出各种切换优化技术的一些基于MATLAB的结果。

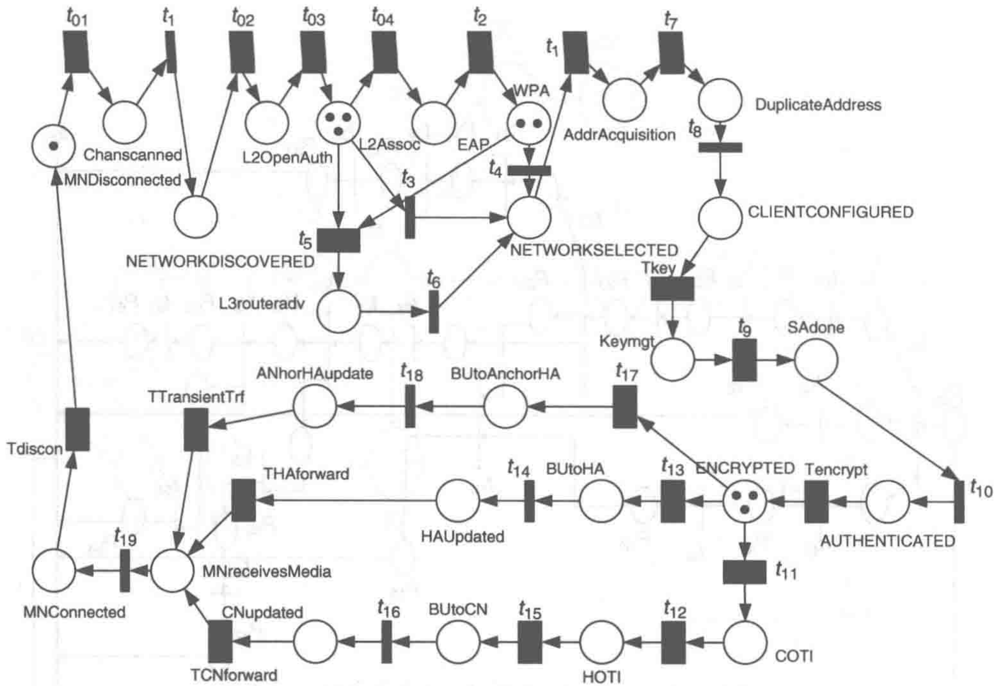


图 4.21 使用 TimeNet 的移动 IPv6 的 Petri 网表示

4.10 切换事件的基于 Petri 网的分析

一个切换系统的多种行为性质，如可达性和死锁，得到一个切换事件期间的可支持转换序列，可使用 Petri 网分析方法加以验证。存在两种类型的 Petri 网分析方法：可达树分析和矩阵方程。本节分析死锁和检测死锁时可达性分析和矩阵方程的有效性，并确定在一个切换事件期间可能出现的转换序列。

4.10.1 切换中死锁的分析

死锁是一种高度不受欢迎的状况，其中一组任务请求同时由其他任务持有的资源。涉及一组任务的一个死锁状况，可容易地传播到其他任务，最终瘫痪整个系统，从而使系统无限地保持阻塞状态，所以死锁可为一个系统带来不必要的开销，如系统的长期不可用以及关键和昂贵资源的低使用状态。Petri 网中的活性概念是密切与死锁概念相关的，后者在操作系统语境中得到广泛研究。Coffman 等(1971) 讨论了如下四个必要条件，为使发生一次死锁，则必须满足这些条件：

1）互斥。一个资源是可用的或分配到一个进程，该进程对那项资源具有排他性访问。

2）持有并等待。允许一个进程持有资源，同时请求更多资源。

3）非抢占。分配到一个进程的一项资源，不能从那个进程去除，直到由进程本身释放时为止。

4）循环等待。两个或多个进程被排列在一条链中，其中每个进程等待链中下一个进程持有的资源。

一个 Petri 网中的死锁是不能实施的一个转换（或转换集合）。如果一个转换不是死锁的，则它是活的。一个 Petri 网 P 的一个转换 t_j，在一个标记 M_i 是可实施的，如果存在一个标记 $M_j \in R(P,M_i)$ 且 t_j 在 M_j 中是激活的。在一个标记 M_i 中，一个转换是活的，如果在 $R(P,M_i)$ 中的每个标记是可实施的。

这里给出一个简单例子，说明图 4.22 中的死锁问题。考虑这样一个系统，有两个不同资源 q 和 r，两个进程 A 和 B。如果两个进程都需要这两种资源，则共享资源将有必要。为做到这一点，要求每个进程请求一个资源，后来释放该资源。图 4.22 说明采用一个 Petri 网的这两个进程和资源分配。初始标记表明，资源 q(P_4) 和 r(P_4) 是可用的，进程 A 和 B 准备就绪。通过检查 Petri 网，可看到几个转换序列是可能的。

如果进行可达性分析，则明显的是，执行序列 $t_1t_2t_3t_4t_5t_6$ 和 $t_4t_5t_6t_1t_2t_3$ 没有导

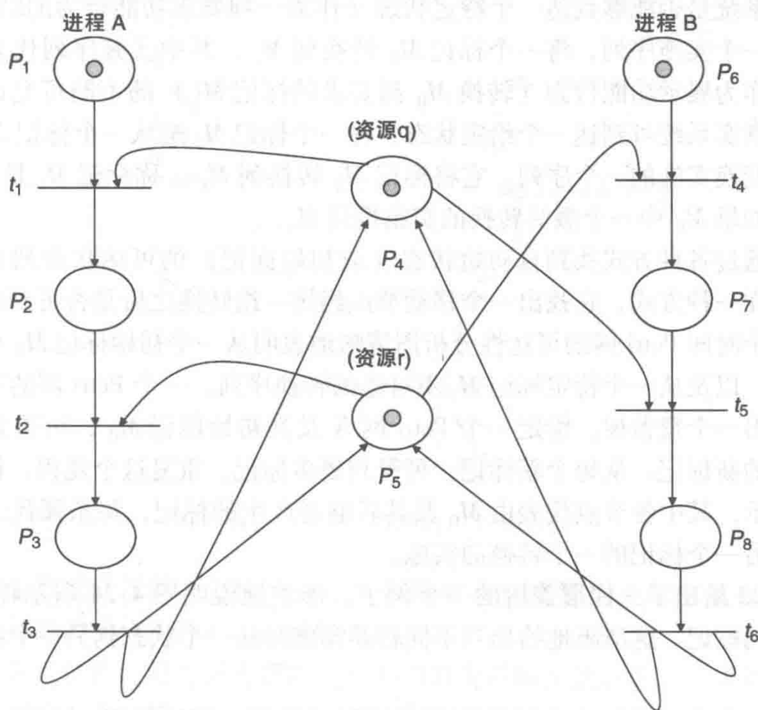


图 4.22　共享资源引起的死锁举例

致死锁。但是，如果一个特定执行序列由 t_1t_4 组成，其中进程 A 拥有 q，并希望得到 r，而进程 B 拥有 r，并希望得到 q，那么系统是死锁的，没有哪个进程可继续执行。

死锁的这些条件也可应用到表示一个切换事件的系统模型。在表示一个切换事件的一个 Petri 网模型的情形中，可发生死锁，原因是缺少来自前一事件的数据，为成功激活一个转换可能需要这些数据。由于资源共享而缺乏资源，如功率、带宽、CPU 周期或内存，也可导致死锁。由此，缺乏来自前一事件的数据或缺乏资源，都可能使一个转换不能实施，并导致死锁。通过实施一项可达性分析，可分析一个特定的死锁场景。通过深入研究可达标记，可确定哪些特定操作序列可能导致一个死锁状态。

第 11 章形象地说明可能导致一个阻塞事件的特定调度序列的一些例子，以及通过使用可达性分析如何检测到这些序列。

4.10.2　可达性分析

设计一个切换系统的一个模型，一个重要问题是确定系统是否能够到达一个特定状态，或在从一个状态转换到另一个状态期间展示出一个特定的功能行为。为找出被建模系统是否能够到达一个特定状态（作为一项要求功能行为的结果），就有必要寻找一个实施序列，将一个标记 M_0 转换到 M_i ，其中实施序列代表要求的功能行为。作为展示功能行为（转换 M_0 到要求的标记 M_i ）的不同可允许模式的结果，一个真实系统可到达一个给定状态。称一个标记 M_i 是从一个标记 M_0 可达的，如果存在变换实施的一个序列，它将标记 M_0 转换到 M_i 。称标记 M_i 是从 M_0 直接可达的，如果 M_0 中一个激活转换的实施得到 M_i 。

可以通过各种方式找到自初始状态（或初始标记）的可达状态列表。可达性分析是这样一种方式，它找出一个移动节点经历一组转换之后是否可到达一个特定状态。一个时间 Petri 网的可达性分析图清晰地表明从一个初始标记 M_0 可能出现的转换序列，以及从一个特定标记 M_i 不可达的转换序列。一个 Petri 网的可达性分析得到构造出一个覆盖树。给定一个 Petri 网 N 及其初始标记 M_0 ，可得到与激活转换一样多的新标记。从每个新标记，可得到更多标记。重复这个规程，得到标记的一棵树表示，其中各节点代表由 M_0 及其后继者产生的标记，每条弧代表将一个标记变换为另一个标记的一个转换的实施。

图 4.23 给出了一棵覆盖树的一个例子，形象地说明图 4.24 所示样例 Petri 网模型的不同标记。这清晰地给出当不同转换实施时从一个状态到另一个状态的转换序列。

代表一个移动事件的时间 Petri 网的可达性分析，可提供当一个移动节点从连接状态变为断开状态，之后回到连接状态时，在切换过程期间哪个特定转换序列是可能的深入理解。它也能够确定是否从一个给定转换可到达一个特定目标转换。例

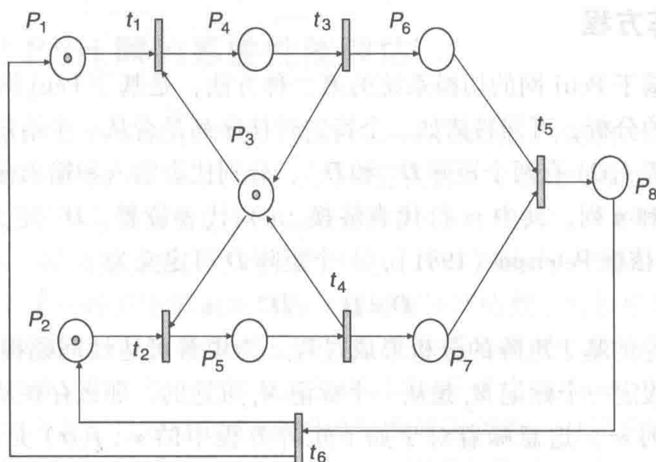


图 4.23 覆盖树

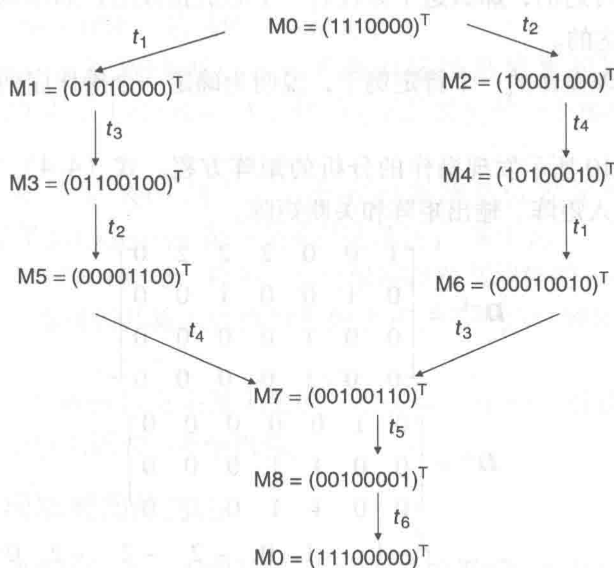


图 4.24 带有共享资源的一个 Petri 网

如，发现处于配置阶段的一个移动节点是否能够进行到绑定更新节点（如果该节点遵循一个特定的操作序列），是可能的。

通过检查可达树，可容易地确定应该加以避免的特定执行序列。例如，如果从一个特定标记出发没有进一步的转换，则该标记是死锁的。人们期望，通过避免导致这些死锁的转换，防止一个系统中的死锁。

4.10.3 矩阵方程

分析一个基于 Petri 网的切换系统的第二种方法，是基于 Petri 网的一个矩阵视图。基于矩阵的分析，可回答诸如一个特定转换序列是否从一个给定标记可达。一个 Petri 网（P,T,I,O）有两个矩阵 $\boldsymbol{D}^-$ 和 $\boldsymbol{D}^+$，分别代表输入和输出函数。每个这样的矩阵有 m 行和 n 列，其中 m 行代表转换，n 列代表位置。$\boldsymbol{D}^-$ 定义转换的输入，$\boldsymbol{D}^+$ 定义输出。依据 Peterson（1981），一个矩阵 $\boldsymbol{D}$ 可定义为

$$\boldsymbol{D} = \boldsymbol{D}^- - \boldsymbol{D}^+ \tag{4.2}$$

Petri 网理论的基于矩阵的分析形成过程，为求解可达性问题提供了一个有用的工具。如果假定一个标记 M_j 是从一个标记 M_i 可达的，那么存在从 M_i 到 M_j 的一个转换实施序列 σ 。这意味着对于如下矩阵方程中的 x，$f(\sigma)$ 是非负整数的一个解。

$$M_j = M_i + x \cdot \boldsymbol{D} \tag{4.3}$$

如果 M_j 从 M_i 是可达的，那么这个方程有一个非负整数解；如果该方程无解，那么 M_j 从 M_i 是不可达的。

现在描述发现操作的一个特定例子，说明为确定一个操作序列，基于矩阵的方程的有用性。

下面是图 4.10 所示发现操作的分析的矩阵方程。式（4.4）、式（4.5）和式（4.6）分别是输入矩阵、输出矩阵和关联矩阵。

$$\boldsymbol{D}^{-1} = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 2 & 2 & 2 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \tag{4.4}$$

$$\boldsymbol{D}^{+} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \tag{4.5}$$

$$\boldsymbol{D} = \boldsymbol{D}^{+} - \boldsymbol{D}^{-} = \begin{bmatrix} -1 & 1 & 0 & -2 & -2 & -2 & 0 \\ 0 & -1 & 1 & 1 & -1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & -1 & 3 & 2 & 1 \end{bmatrix} \tag{4.6}$$

给定一个实施序列 $\sigma = t_1t_2t_3$，这变换为一个实施向量 $f(\sigma) = (1,1,1)$。通过应用式（4.3），就可能找到实施序列 $f(\sigma) = (1,1,1)$ 的最终标识。$M_j = (1,0,0,3,4,3,0) + (1,1,1) \cdot \boldsymbol{D}$ 产生最终标识 $M_j = (0,0,0,3,4,3,1)$。

由此，明显的是，通过对应于实施向量（1,1,1）的转换序列 $t_1t_2t_3$，由初始标记 M_i 可到达 M_j。实施向量确定一个特定转换实施的次数。为确定可达性，对其他切换相关的操作（如配置、认证和附接）可完成一种类似的矩阵分析。

4.11 使用 Petri 网的系统性能评估

依据 Holliday 和 Vernon（1987）、Ramamoorthy 和 Ho（1980）、Zuberek（1980）和 Murata（1985）的描述，可以几种方式验证代表一个移动事件的时间 Petri 网模型的系统性能。下面简短地描述 Ramamoorthy 和 Ho（1980）对 DTTPN（确定性时间转换 Petri 网）模型的分析。之后，给出使用 Petri 网研究一个移动模型的系统性能的三种方法。第一种方法形象地说明，使用直接环路数、转换数和与每个转换相关联的时间（timing），可由 Petri 网模型得到最小循环时间。最小循环时间是最大性能的一个指示器。第二种方法涉及通过使用 Floyd 算法（Floyd，1962）计算最短距离。第三种方法基于针对时间 Petri 网模型的所谓资源 - 时间乘积（RTP）的一个标量度量。资源 - 时间乘积定义为，标识（资源）数和为实施一个激活的转换而预留这些资源的时长的乘积。使用资源 - 时间乘积的概念，可推导每个转换可发起其实施的最小间隔的下限。

下面是由 Wang（1998）描述的一些相关定义。

定义 4.1　在一个 Petri 网中，一条有向路径是位置和转换的一个序列 $p_1t_1p_2t_2\cdots p_k$，如果对于 $1 \leqslant i \leqslant k-1$，转换 t_i 是位置 p_i 的一个输出转换和位置 p_{i+1} 的一个输入转换。

定义 4.2　在一个 Petri 网中，一个有向环路是位置和转换的一个序列 $p_1t_1p_2t_2\cdots p_k$，如果 $p_1t_1p_2t_2\cdots p_k$ 是一条有向路径且 p_1 等于 p_k。

定义 4.3　一个 Petri 网是一致的，当且仅当存在其转换的一个非零整数指派，满足在每个位置，指派到其输入转换的整数之和，等于指派到其输出转换的整数之和。

定义 4.4　一个 Petri 网是决策无关的（decision - free），当且仅当对网中的每个位置，恰有一条输入弧和一条输出弧。

4.11.1 基于周期时间的方法

表示通用移动系统的 Petri 网模型实际上是一个决策无关的 Petri 网，其中最小周期时间是最大性能的一个指示器。周期时间表示为 $C = \max T_k/N_k : k = 1,2,3,\cdots,q$，其中 T_k 是环路 k 中各转换执行时间的和；N_k 是环路 k 中各位置中的标识总数；q 是网中的环路数。在表示一个移动事件的一个系统模型中，取决于一个环路中所涉及的转换数和转换序列，这些值可能是不同的。

表 4.5 给出了当一些优化技术（即层次更新绑定、提前式发现和配置以及基于锚点的安全关联）应用于图 4.6 所示的广义 Petri 网系统移动模型时，使用有向环路方法得到的总周期时间如何受到影响。在第 6 章中详细给出这些优化技术。在这个表中，以时间单位“t”表示每个转换的时长。

表 4.5 采用移动优化的 Petri 网模型的周期时间

优化类型	状态转换路径中的环路	T_i	N_i	T_i/N_i
没有优化	$p_0t_1p_1t_2p_2t_3p_3t_4p_4t_5p_5t_6p_6t_7p_{10}$	24t	1	24t
层次式绑定更新	$p_0t_1p_1t_2p_2t_3p_3t_4p_4t_5p_5t_8p_7t_9p_{10}$	19t	1	19t
提前式	$p_0t_9p_{10}$	2t	1	2t
维持安全绑定	$p_0t_1p_1t_2p_2t_3p_5t_6p_6t_7p_{10}$	19t	1	19t

4.11.2 基于 Floyd 算法的方法

为验证一个移动事件（其中应用了一种特定的优化方法）的系统性能和确定该系统是否满足周期时间的期望阈值，可产生一个位置矩阵 $\boldsymbol{P}$ 和一个转换矩阵 $\boldsymbol{Q}$。矩阵 $\boldsymbol{P}$ 中的表项 (A,B) 等于 x，如果在位置 A 中存在 x 个标识，且位置 A 由一个转换直接连接到位置 B。转换矩阵 $\boldsymbol{Q}$ 中的表项 (A,B) 等于 t_i，如果 A 是转换 t_i 的一个输入位置且 B 是它的输出位置之一。表项 (A,B) 包含一个符号 w，如果 A 和 B 没有直接相连。给定周期时间的一个阈值 C，可产生一个距离矩阵 $C\boldsymbol{P}-\boldsymbol{Q}$。那么，使用 Floyd 算法（Floyd，1962），可确定一个矩阵 $\boldsymbol{S}$。通过检查 $\boldsymbol{S}$ 的对角元素的值，就可能确定系统是否提供期望的性能。在图 4.25 中给出 Floyd 算法的样例伪码。

```
/* Assume a function edgeCost(i,j) which returns the cost
 of the edge from i to j (infinity if there is none).
 Also assume that n is the number of vertices and
 edgeCost(i,i)=Ø
*/ \\
int path[][];\\
/* A 2-dimensional matrix. At each step in the algorithm,
 path[i][j] is the shortest path from i to j using
 intermediate vertices (1..k-1). Each path[i][j] is initialized
 to edgeCost(i,j) or infinity if there is no edge between
 i and j. */

procedure FloydWarshall ()\\
 for k: = 1 to n \\
  for each (i,j) in (1..n)\\
   path[i][j] = min ( path[i][j], path[i][k]+path[k][j]);\\
```

图 4.25 Floyd 算法的伪码

使用 Floyd 算法，有三种可能情形给出有关系统性能的信息：

1）如果矩阵 $\boldsymbol{S}$ 的所有对角表项均为正的（即对所有环路，$CN_k - T_k > 0$），那么系统性能高于给定的要求。

2）如果矩阵 $\boldsymbol{S}$ 的一些对角表项为零，而其他对角表项为正的（即对一些环路 $CN_k - T_k = 0$，对其他环路 $CN_k - T_k > 0$），则系统性能恰好满足给定要求。

3）如果矩阵 S 的一些对角表项为负的（即对一些环路 $CN_k - T_k < 0$），则系统性能低于给定要求。

表示由四个位置组成的一个样例 Petri 网模型（带有一个给定值 $C = 3$）的一组矩阵如式（4.7）和式（4.8）所示。在这个特定例子中，矩阵的所有对角表项为非负的。由此，系统性能恰满足 $C = 3$ 的阈值要求。采用这样一种分析，可容易地确定表示一个切换模型的一个特定 Petri 网模型，是否可满足期望的系统性能要求。

$$\boldsymbol{P} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix}, \boldsymbol{Q} = \begin{bmatrix} w & 2 & w & w \\ w & w & 3 & w \\ w & w & w & 4 \\ 3 & w & w & w \end{bmatrix} \tag{4.7}$$

$$\boldsymbol{CP} - \boldsymbol{Q} = \begin{bmatrix} \infty & 1 & \infty & \infty \\ \infty & \infty & 0 & \infty \\ \infty & \infty & \infty & 1 \\ 0 & \infty & \infty & \infty \end{bmatrix}, \boldsymbol{S} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 0 \end{bmatrix} \tag{4.8}$$

第 11 章使用基于周期时间的方法和基于 Floyd 算法的方法比较各种优化技术。

4.11.3　资源 - 时间乘积方法

资源 - 时间乘积被定义为标识（资源）数与为实施一个激活转换而预留这些标识的时长之乘积。假定时间 Petri 网模型中的每个转换有为完成其实施的一个给定时延。使用资源 - 时间乘积的概念，可推导得到最小间隔的一个下限，此时每个转换可发起实施。因为资源 - 时间乘积基于一个 S 不变量和一个 T 不变量，所以像最初由 Murata（1985）给出的那样，将描述这两个不变量的细节。

下面给出 S 不变量和 T 不变量的细节，并描述如何计算这些变量。

齐次方程的一个整数解 x

$$\boldsymbol{A}^{\mathrm{T}} x = 0 \tag{4.9}$$

称作一个 T 不变量。$\boldsymbol{A}$ 是关联矩阵。一个 T 不变量中的非零表项表示相应转换的实施计数，这些转换属于一个实施序列，将一个标记 M_0 变换回到 M_0。

类似地，转置齐次方程

$$\boldsymbol{A} y = 0 \tag{4.10}$$

的一个整数解称作一个 S 不变量。一个 S 不变量中的非零表项代表与相应位置关联的权重，从而对于从一个初始标记可达的所有标记，在这些位置上的标识数的加权和是常数。

假定在考虑下的时间 Petri 网 N，以 τ 个时间单位的一个周期而周期性地发挥作用，在这个时间期间，再生初始标记，转换 i 实施 z_i 次，其中对每个 i，$z_i > 0$。由此，有 $Z_i = cX_i$，或以 n 维向量 $z = [z_i]$ 和 $x = [x_i]$ 表示，有

$$z = cx \geqslant x \tag{4.11}$$

式中，c 是一个正整数，x 是 N 的一个最小 T 不变量，满足对每个 i，$x_i > 0$。τ_m 称作时间 Petri 网的最小周期时间，其中给定一个转换的每次实施的时间延迟（时延）。

当激活转换 i 时，在至少 d_i 个时间单位，a_{ij}^- 个标识将保留在位置 j 中。由此，由于这 a_{ij}^- 个标识被保留的资源 - 时间乘积为 $a^- * d_i$。因为在 τ 个时间单位的一个周期期间，转换 i 实施 z_i 次，所以实施转换 i 的资源 - 时间乘积是 $a^i * d_i * z_i$。将之应用到 N 中的所有转换，得到位置 j 的总资源 - 时间乘积，如下：

$$\sum_{i=1}^{n} a_{ij}^- d_{ij} z_i$$

由此，所有 m 个位置的资源 - 时间乘积由一个列向量给定，该向量可表示为矩阵乘积 $(\boldsymbol{A}^-)^{\mathrm{T}}\boldsymbol{D}z$，其中 $\boldsymbol{D}$ 是时延 d_i 的对角矩阵。

在上面的资源 - 时间乘积中，仅考虑为实施而预留的标识。

依据 Murata（1985），经进一步分析，发现

$$\tau \geqslant y^{\mathrm{T}}(\boldsymbol{A}^-)^{\mathrm{T}}\boldsymbol{D}x / y^{\mathrm{T}}\mathrm{M}(t_0) \tag{4.12}$$

因此，最小周期的一个下界如下给定

$$t_{\min} = \max\left(yT(\boldsymbol{A}^-)^{\mathrm{T}}\boldsymbol{D}x / y^{\mathrm{T}}\mathrm{M}(t_0)\right) \tag{4.13}$$

式中，在所有独立的最小支持 S 不变量 $y_k \geqslant 0$ 上取最大值。对于一个时间标记图，每个有向环路 C_k 得到一个最小支持 S 不变量 y_k。由此，式（4.13）可简化为 $\tau_{\min} = \max(C_k/\mathrm{M}_0(c_k)$ 中的总时延)，这等价于环路分析方法。

下面描述使用 RTP 方法如何推导一个周期时间的一个例子。图 4.26 给出了一个读/写系统的 Petri 网，其中在位置 P_1 中的 k 个标识代表 k 个进程，它们可读和写由 P_3 表示的一个共享内存。依据 Petri 网模型，至多 k 个进程可并发地读取，但当一个进程在写时，其他进程不能读或写。式（4.14）给出了关联矩阵 $\boldsymbol{A}$ 和前向关联矩阵 $\boldsymbol{A}^-$：

$$\boldsymbol{A} = \begin{bmatrix} -1 & 1 & -1 & 0 \\ -1 & 0 & -k & 1 \\ 1 & -1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & k & -1 \end{bmatrix}, \boldsymbol{A}^- = \begin{bmatrix} -1 & 1 & -1 & 0 \\ -1 & 0 & -k & 1 \\ 1 & -1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & k & -1 \end{bmatrix} \tag{4.14}$$

可使用上述的任意方法度量一个切换事件的系统性能或周期时间。虽然使用有向环路方法确定周期时间是一种合理的方法（因为它给出一个视觉上可见的解），但它也有缺点，这是因为需要为包含大量位置和转换的一个系统枚举出许多个环路。当存在巨大的位置和转换数量时，首选基于 Floyd 算法的方法或基于 RTP 的方法。为确定周期时间，需要确定 S 不变量和 T 不变量。

在图 4.26 所示的特例中，存在两个独立的 S 不变量 $y_1 = (1101)^{\mathrm{T}}$ 和 $y_2 = (011k)^{\mathrm{T}}$ 以及两个独立的 T 不变量 $x_1 = (1010)^{\mathrm{T}}$ 和 $x_2 = (0101)^{\mathrm{T}}$。在每个转换至少实施一次之后，返回到初始标记的一个实施序列的实施计数向量由 $x = x_1 + x_2 =$

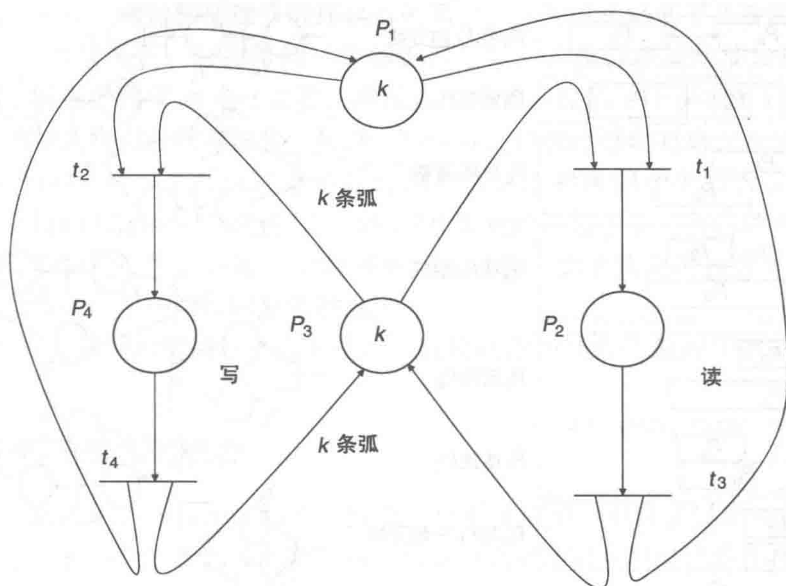


图 4.26 资源 - 时间乘积计算的 Petri 网

$(1111)^{\mathrm{T}}$ 给定。令转换 i 的时间延迟为 $d_i, i = 1,2,3,4$ 。因为初始标记由 $M(t_0) = (k0k0)^{\mathrm{T}}$ 给定，所以针对两个 S 不变量 y_1 和 y_2，计算式（4.11)，得到

$$\begin{aligned}\tau_{\mathrm{m}} &= \max\left((d_1 + d_2 + d_3 + d_4)/k, (d_1 + kd_2 + d_3 + kd_4)/k\right) \\ &= d_2 + d_4 + (d_1 + d_3)/k\end{aligned}$$

这意味着，每隔 $[d_2 + d_4 + (d_1 + d_3)/k]$ 个时间单位，转换 t_1、t_2、t_3 和 t_4 至多发起一次，原因是 $x = (1111)^{\mathrm{T}}$ 是最小 T 不变量，对于这个时间 Petri 网中的每个 i，满足 $x_i > 0$ 。

在第 11 章中，说明了一些这样的方法如何用来对切换系统建模。

4.12 优化的机会

在表示一个切换过程的 Petri 网模型中，周期时间是系统性能的代表。切换过程的执行顺序和系统中的资源，在确定周期时间中扮演一个重要角色。图 4.27 形象地给出了作为一个移动事件组成部分的一对资源（如 P_{a} 和 P_{b}）可能执行序列的一个 Petri 网表示。由此，在一个移动事件期间子任务执行序列，影响整个周期时间，由于事件的并行执行，用掉的系统资源量会发生变化。在一个并行操作期间使用的资源量增加了使用的峰值资源量。

由此，为得到相应的优化模型，可将几项优化技术应用到广义移动模型。这些技术也可应用到整体系统内的子过程或以一种层次化方式用于每个这样的子过程。

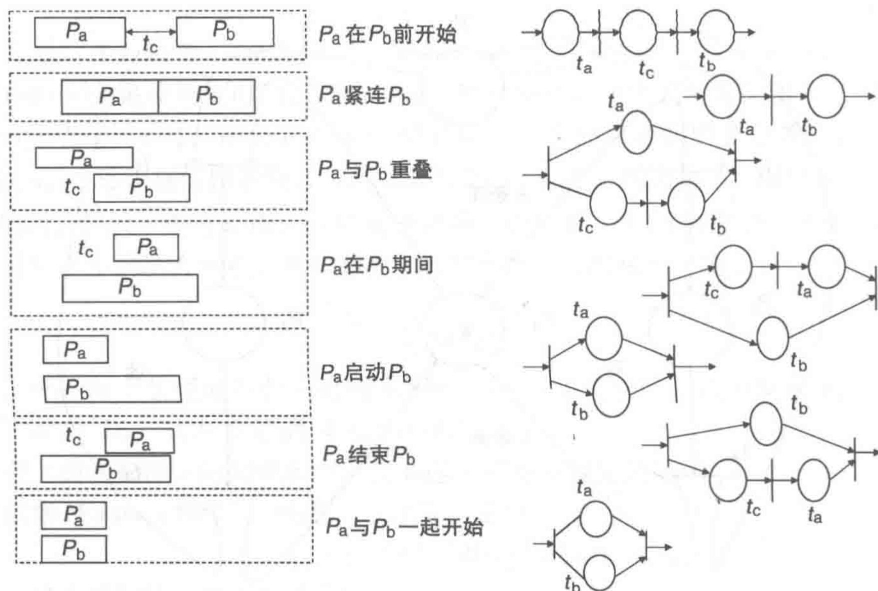


图 4.27 事件序列的 Petri 网映射

那么可对每个这样的优化模型实施性能评估，可将这些模型与非优化模型进行比较。将在第 6 章中描述的多数优化技术可被映射到使用 Petri 网模型的顺序、并发和提前式操作模式。在图 4.27 中，提前式操作模式可以如下情形的一种变形加以处理，其中在操作 P_b 期间发生操作 P_a 。这意味着操作 P_b 的一些部分在操作 P_a 之前开始。下面描述使用不同操作序列优化切换序列的一些方式。

4.12.1 切换操作中并行性分析

如果存在不是相互排斥的两个操作，那么这些操作可并行地完成。仅当没有资源约束和一个操作的启动不依赖于另一个操作的数据时，两个操作才可并行地执行。但是，在一些资源受约束的环境中，这些操作可能需要共享共同的资源。在这样一种状况中，由于缺乏资源，可能存在死锁。

这些操作间事件序列和优先级关系的分析，可帮助分析并发性的概率（opportunity）。在一些情况中，当一个特定事件的执行不依赖于来自另一个事件的数据时，这两个事件就不需要顺序发生，就存在并发的机会。下面是在切换操作期间可能发生的一些并行例子。

1）如果一些路由器通告信息（如路由器或默认网关的通告的前缀）可作为层 2 信标的组成部分加以传递，则可在层 2 关联期间发现一个层 3 附接点。做到这一点的一种方法是采用信标填充方法（Chandra 等，2007），其中层 3 信息可作为层 2 信标通告的组成部分加以传递。这种方法导致并行操作，得到层 2 和层 3 附接点的

同时发现。由此，相比那些操作顺序执行的情况，这种做法降低了花费的时间。

2）在正常情况下，仅在得到一个标识符之后，才执行重复地址发现。但是，在一个地址被指派到移动节点之前，测试该地址唯一性的一个提前进行的查找操作，可帮助加速标识符配置过程。另外，可在地址获取过程期间测试地址唯一性。

3）并行性的另一个可能机会是并行地执行认证和密钥产生过程。通常情况下，认证是使用L2上的EAP或L3上的EAP实施的，它产生一个成对主密钥。一个成对临时密钥的产生，后跟一个常规的认证过程。如果这两项操作可并行地执行，那么由认证产生的切换时延将被减少。

4）转发、缓冲和组播可并行地执行，以便在附加带宽资源的开销下，降低数据丢失。

4.12.2　提前操作的机会

在一些情形中，切换操作间的并行操作是不可能的，但许多操作可提前完成。提前操作意味着一些切换相关的操作可在移动节点移动到新网络之前在当前网络中执行。网络发现、IP地址获取过程和认证过程是可在移动节点移动到新网络之前，提前在服务网络中实施的一些切换相关的操作。但是，为支持提前操作，需要附加的资源。将在第6章中描述用于切换的许多这样的提前操作。

4.13　结语

基于对各种切换操作数据依赖和资源的分析，就可能使用时间转换Petri网为优化的和非优化的切换系统构造一个移动模型。使用基于Petri网的一种层次化方法，每个切换组件可独立地进行建模，这是基于与那个切换组件相关联的原语操作完成的。例如，层3配置是基于几个层3原语操作进行的，即IP地址获取、重复地址检测和地址解析。为构建一个完全的切换系统，可为每个这样的组件（如发现和配置）合成Petri网模型。取决于切换的类型以及是否希望深入探究系统性能（如周期时间）或检查切换系统的异常（如死锁），可应用一种特定的基于Petri网的方法论。例如，为验证系统性能，可使用Floyd算法的方法；为确定准确的周期时间，可使用一种基于环路时间的方法。

另外，如果需要确定系统异常（如死锁），则需要使用可达性分析。通过针对一个非优化切换系统探究一个Petri网模型，可确定并行的机会，其中一些切换相关的操作可并行地执行，但这些并行操作可能需要对当前系统的行为做出一些修改。例如，为在一个层2附接点（接入点）发现期间具有发现一个层3附接点（默认路由器）的能力，需要修改层2信标，从而使之能够携带路由器的地址或子网前缀。由此，在分析现有切换系统的性能方面，一个移动模型可提供帮助，它也可提供预测新切换系统行为的能力，可基于可用资源和期望的系统性能设计这样的系统。

第5章 层2优化

随着基于IEEE 802.11无线LAN的增长，IP上的话音（IP电话，VoIP）和类似应用现在被普遍用在无线网络上。无论何时一个移动站移出一个接入点的范围，并尝试连接到一个不同的接入点时，它就实施一次切换。这要花费数百毫秒的时间，导致VoIP会话的中断。本章介绍一种新的切换规程，这种规程降低MAC层切换延迟，在多数情形中降低到VoIP通信变得无缝的程度。使用一种选择性扫描算法和一种缓存机制，这个新的切换规程降低了发现阶段的时间。

5.1 引言

基于IEEE 802.11无线LAN在过去数年间见证了非常快速的增长，VoIP是在无线网络上移动设备中使用的最有前景的服务之一。VoIP通信中主要问题之一是当从一个接入点移动到另一个接入点时引入切换延迟。如将在下面说明的，在一个802.11环境中一次切换所需的时间量对无缝VoIP通信有点太大了。使用一种修改过的切换规程，能够降低切换延迟，其中限制在移动设备做出修改，并与标准802.11行为兼容。

下面首先简短地讨论在这个特定领域中完成的工作，接着是对如何处理这个问题的简短描述。之后，5.3节描述IEEE 802.11架构，焦点放在管理帧和切换过程上；为实现新的算法，简短地描述HostAP驱动以及如何修改它。5.5节形象地说明，通过使用一种选择性扫描规程，如何能够将总切换延迟降低到129ms的平均值；通过使用一种缓存机制，如何降低到3ms的一个平均值。5.7节和5.8节给出试验环境和测量结果。

5.2 相关工作

当在不同子网之间漫游时，为降低切换延迟，进行了多项工作，为移动IP和路由优化提供了许多新的方案。在本章，将焦点放在降低MAC层中的切换延迟上。如将在5.4节描述的，MAC层切换延迟可被分成三个分量：探测时延、认证时延和关联时延。

Shin等（2004a）将焦点放在降低重新关联时延上。通过在接入点（AP）侧使用一种缓存机制，可降低重新关联时延。这种缓存机制基于IAPP协议，在邻接AP之间交换客户语境信息。使用包含一个IAPP移动-通知（Move-Notify）消息

或由客户端发送到AP的重新关联请求，构建AP中的缓存。为做到重新关联，通过与老AP交换客户语境信息，新AP不要求客户端发送它的语境信息，所以降低了重新关联时延。

Pack和Choi（2002）与Pack和Choi（2003）将焦点放在IEEE 802.1x认证过程。在站（STA）已经与一个新AP关联之后，实施这个过程。通过使用频繁的切换区域（FHR）选择算法，降低IEEE 802.1x认证时延。

Mishra等（2003a）表明，发现阶段（即扫描时间）是切换过程的最耗时部分，占总切换时延90%以上，而重新关联时间仅贡献数毫秒。我们的工作遵循一种新颖方法，通过降低扫描时间而降低总切换延迟。通过使用一种选择性扫描算法和一种缓存机制，可做到这一点。这种缓存数据结构是在客户端侧维护的，在现有网络基础结构或IEEE 802.11标准中不要求做出改变，这一点不像Shin等（2004a）中描述的情形。所有要求的改变都是在客户端侧无线卡驱动上进行的。

Park等（2004）也提出一种选择性扫描算法。但是，他们的建议依赖于使用邻居图。这种方法要求网络基础设施中做出改变，并使用IAPP。扫描时延被定义为从第一条探测请求消息到最后一条探测响应消息的时长。这个定义没有考虑客户端处理所接收探测响应所需的时间。这个处理时间代表扫描时延的一个显著部分，并显著地增加了所接收到的探测响应数量。在当前工作和Mishra等（2003a）的工作中，考虑到了处理客户端所接收探测响应所需的时间。

5.3 IEEE 802.11标准

目前有四个IEEE 802.11标准：802.11a、802.11b、802.11g和802.11n。802.11a标准工作在5GHz ISM频带，并使用总共32个信道，其中仅有8个信道是不重叠的。802.11b和802.11g标准都工作在2.4GHz ISM频带，并使用14个可能信道中的11个信道。在这11个信道中，仅有3个信道是不重叠的。802.11b工作在高达11 Mbit/s的最大速率，而802.11g和802.11a标准可工作在高达54Mbit/s的最大速率。802.11g标准是后向兼容于802.11b标准的，而802.11a标准，因为不同的ISM频道，它不兼容于另外两种方法。802.11n使用多个天线使数据速率增加超过802.11a，而802.11g在净数据速率方面有显著增加，数据速率的范围为54~600Mbit/s。

虽然下面讨论的多数概念和表示对802.11a和802.11g仍然是有效的，但仍然将关注点放在IEEE 802.11b标准上。如前面提到的，802.11b工作在2.4GHz ISM频带。其14个信道分布在2.402~2.483GHz的范围上（见图5.1），每个信道为22MHz宽。在美国，仅使用前11个信道。在这11个信道中，仅有信道1、6和11是不重叠的。所以，在一个良好配置的无线网络中，所有或多数AP都将工作在信道1、6和11上。同样，为避免同信道干扰，两个邻接AP永远不要工作在相同信

道上。

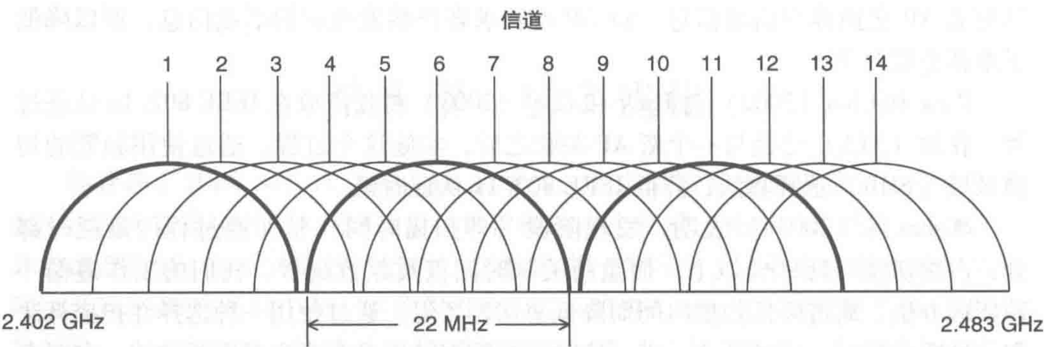


图 5.1 IEEE 802.11b 中的信道频率分布

（来源：Schulzrinne 2004。得到 Henning Schulzrinne 的许可复制）

5.3.1 IEEE 802.11 无线 LAN 架构

802.11 架构（见图 5.2）由几个组件和服务组成，它们相互通信，将站移动性提供给网络栈的较高层。如 Jain（2003）中所述，下面列出各组件。

图 5.2 IEEE 802.11 架构

（来源：Schulzrinne 2004。得到 Henning Schulzrinne 的许可复制）

1）无线LAN站。站是无线网络中的最基本组件。一个站是包含802.11协议功能的任何设备：媒介访问控制（MAC）层、物理层（PHY）和到无线媒介的一条连接。典型情况下，802.11功能是在一个网络接口卡（NIC）的硬件和软件中实现的。一个站可以是一台台式PC、一台手持设备或一个接入点。所有站支持认证、取消认证、隐私和数据交付的802.11站服务。

2）基本服务集（BSS）。基本服务集是一个802.11无线LAN的基本构造块。一个BSS可由任意数量的站组成的一个群集组成。

3）服务集标识符（SSID）。一个服务集标识符是一个唯一的标签，将一个WLAN区别于另一个WLAN。所以，尝试成为一个特定WLAN一部分的所有AP和STA，都必须使用相同的SSID。无线STA使用该SSID与AP建立和维护连接。

5.3.2 IEEE 802.11管理帧

IEEE 802.11管理帧支持各站建立和维护通信。下面是常见的IEEE 802.11管理帧子类型，这些描述引自Geier（2002）。

1）认证帧：802.11认证是这样一个过程，其中接入点接受或拒绝一个STA的身份。通过向接入点发送包含其身份的一条认证帧，STA开始这个过程。采用开放的系统认证（默认的），该STA仅发送一条认证帧，而接入点以一条作为响应的认证帧做出应答，指明接受（或拒绝）。

2）关联请求帧：802.11关联使接入点能够为一个STA分配资源并与之同步。通过向一个接入点发送一条关联请求而开始关联过程。这个帧携带有关STA以及它希望与之关联的网络之SSID的信息。在接收关联请求之后，接入点考虑与STA关联，且（如果接受的话）预留内存空间，并为STA建立一个关联ID。

3）关联响应帧：一个接入点向请求关联的STA发送一条关联响应帧（包含一条接受或拒绝通知）。如果接入点接受该STA，则该帧包括有关关联的信息（如关联ID和支持的数据速率）。如果关联的输出是正面的，则该STA可利用接入点与网络上的其他STA和接入点分配（即以太网）侧的系统进行通信。

4）重新关联请求帧：如果一个STA漫游离开当前关联的接入点，并寻找有较强信标信号的另一个接入点，则该STA将发送一条重新关联帧给新的接入点。之后新接入点协同仍然在以前接入点缓冲中的数据帧（等待发送到该STA）的转发。

5）重新关联响应帧：一个接入点向请求重新关联的STA，发送包含一条接受或拒绝通知的重新关联响应帧。类似于关联过程，该帧包括有关关联的信息，如关联ID和支持的数据速率。

6）去关联帧：如果一个站希望终结关联，则它向另一个站发送一条去关联帧。例如，绅士般下线的一个STA，可发送一条去关联帧，将该STA要关闭的信息提醒接入点。之后接入点可放弃内存分配，并将该STA从关联表中去除。

7）信标帧：接入点周期性地发送一个信标帧（宣布它的存在），并将诸如时

间戳、SSID 和有关接入点的其他参数等信息中继到位于范围内的各 STA。

8）探测请求帧：当一个站需要从另一个站得到信息时，它发送一条探测请求帧。例如，一个 STA 将发送一条探测请求，确定哪些接入点在其范围内。

9）探测响应帧：在一个站接收到一条探测请求帧之后，它将以一条探测响应帧做出应答，该帧包含能力信息、支持的数据速率等。

5.4 采用主动扫描的切换规程

切换是当一个移动节点从一个 AP 的覆盖区移动到另一个 AP 的覆盖区时执行的一个规程。切换过程涉及在移动节点和参与 AP 之间交换的消息序列。这个消息序列可被分为三种类型，即探测、认证和关联，这将在后面详细描述。从老 AP 转换到新 AP，导致状态信息从前者转移到后者，这些信息由认证、授权和计费信息组成。这可由接入点间协议（IAPP）（当前处在草案阶段的 IEEE 802.11f）或特定于一个厂商的专有协议做到。在第 2 章中简短地描述了 IEEE 802.11f 和关联的接入点间协议。

切换过程可被分成两个逻辑步骤：发现和重新认证（Mishra 等，2003a）。

1. 发现

发现过程涉及切换初始阶段和扫描阶段。

当 STA 从它当前关联的 AP 移动离开时，来自该 AP 的信号强度和信噪比降低。这导致该 STA 发起一次切换。现在 STA 需要发现它能够连接到的其他 AP。这是通过 MAC 层扫描功能做到的。

可在被动或主动模式中完成扫描。在被动扫描模式中，STA 侦听无线媒介寻找信标帧。使用从信标帧得到的信息，该 STA 可选举加入一个 AP。在这个扫描模式中，STA 侦听物理媒介的每个信道，尝试定位一个 AP。

主动扫描（见图 5.3）涉及在无线媒介上 STA 发送探测请求帧以及从 AP 接收到的探测响应的处理。主动扫描模式的基本规程包括如下步骤（Committee 等，1997）：

1）使用正常的信道访问规程，即带有冲突避免的载波侦听多路访问（CSMA/CA），得到无线媒介的控制。

2）发送一条探测请求帧，它包含广播地址作为它的目的地。

3）启动一个探测定时器。

4）侦听探测响应。

5）如果 minChannelTime 未接收到响应，则扫描下一信道。

6）如果在 minChannelTime 时间接收到一条或多条响应，则在 maxChannelTime 停止接收探测响应，并处理所有接收到的响应。

7）移动到下一信道，并重复上述步骤。在扫描所有信道之后，处理从探测响

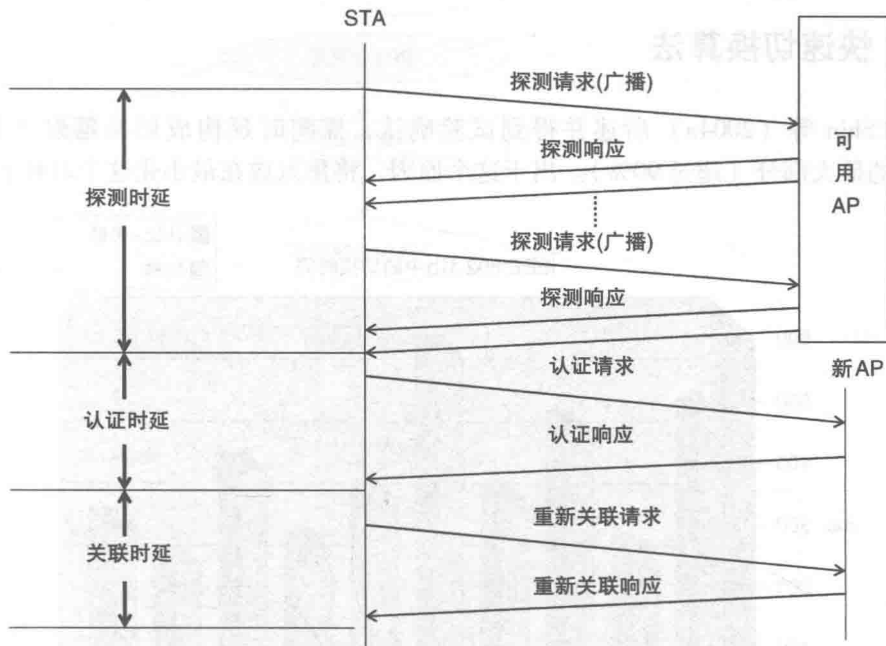


图 5.3 使用主动扫描的切换过程

（来源：Schulzrinne 2004。得到 Henning Schulzrinne 的许可复制）

应中接收到的所有信息，以便 STA 可选择接下来加入哪个 AP。

2. 重新认证

重新认证过程涉及与新 AP 的认证和重新关联，以及将 STA 的机密信息从老 AP 传递到新 AP。认证是这样一个过程，AP 采用这个过程接受或拒绝 STA 的身份。STA 开始这个过程时，发送一条认证帧和认证请求，将它的身份通知 AP；AP 以一条认证响应做出应答，指明接受或拒绝。在成功认证之后，STA 向新 AP 发送一条重新认证请求，之后新 AP 将一条重新认证响应发回 STA，其中包含一条接受或拒绝通知。

步骤如下：

1）探测消息。一旦 STA 决定查找其他 AP，则探测过程启动。基于上面描述的主动扫描算法，STA 开始发出探测请求，之后处理接收到的探测响应。在这个探测过程中涉及的时间被称作探测时延。

2）认证消息。一旦 STA 决定加入一个 AP，则在 STA 和所选中的 AP 之间交换认证消息。由这个过程消耗的时间被称作认证时延。

3）重新关联消息。在一次成功的认证之后，STA 发送一条重新关联请求，并期望从 AP 返回的一条重新关联响应。这些消息产生了重新关联时延。

5.5 快速切换算法

如 Shin 等（2004a）所述并得到试验确认，探测时延构成切换延迟（见图 5.4）的最大部分（超过 90%）。出于这个原因，将焦点放在最小化这个时延上。

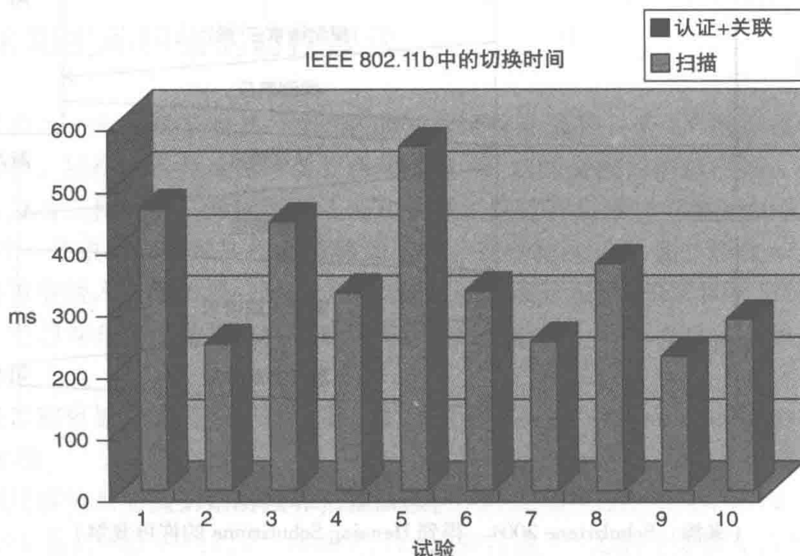


图 5.4 IEEE 802.11b 中的切换时间

（来源：Schulzrinne 2004。得到 Henning Schulzrinne 的许可复制）

为降低探测时延，将注意力放在这个问题的两个不同方面。首先，不得不通过改进扫描过程而降低探测时延，其中使用一种选择性扫描算法。第二，不得不最小化扫描规程所需要的次数。通过使用一种缓存机制，做到第二点。现在描述用来取得这些目标的两种算法。

5.5.1 选择性扫描

如在 5.3 节所述，依据 IEEE 802.11b 标准，在可使用的 14 条可能信道中，在美国仅使用 11 个信道，其中只有 3 个信道是不重叠的。这些信道是 1、6 和 11。

选择性扫描算法（见图 5.5）是基于这种想法的。在选择性扫描中，当一个 STA 扫描 AP 时，构造一个信道掩码。在下一次切换中，在扫描过程期间使用这个信道掩码。当完成这个过程时，仅扫描一个良好选择的信道子集，这样就降低了探测时延。下面详细描述选择性扫描算法：

1）当驱动首先载入时，它实施一次完整扫描（即它在所有信道上发出一次探测请求，并侦听来自 AP 的响应）。

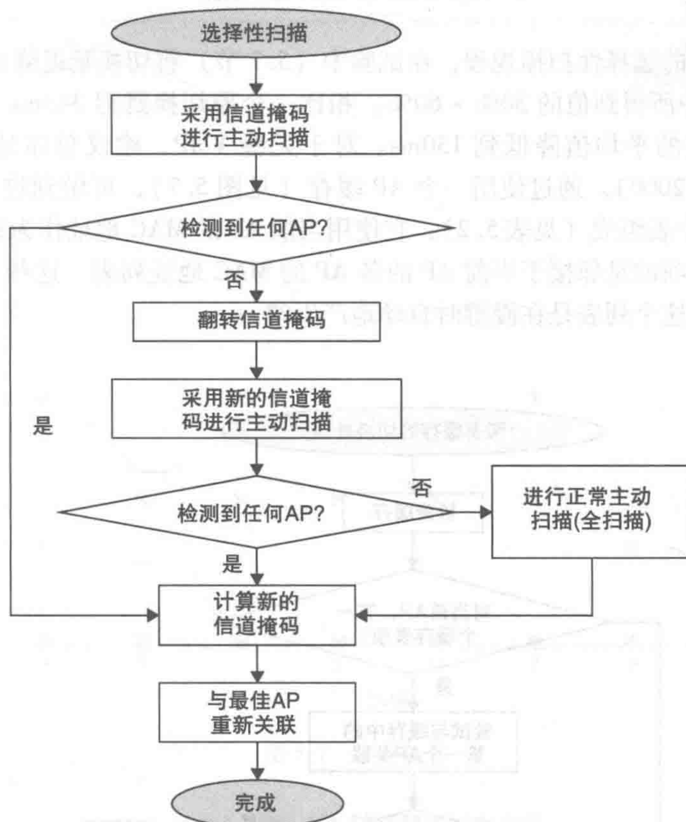


图5.5　选择性扫描规程

（来源：Schulzrinne 2004。得到 Henning Schulzrinne 的许可复制）

2）通过为所有信道（作为步骤1的结果，在这些信道上侦听到一条探测响应）打开各比特，设置一个信道掩码。另外，用于信道1、6和11的比特也加以设置，因为这些信道更可能为AP所用。

3）从被扫描的AP中选择最佳AP，即具有最强信号强度的AP，之后STA连接到那个AP。

4）从信道掩码中去除STA连接到的信道，做法是重置相应的比特（位），原因是与当前AP在相同信道上的一个邻接AP出现的可能性是非常小的。所以，计算新信道掩码的最终公式是“各被扫描信道（来自步骤2）+1+6+11－当前信道”（译者注：这里是集合运算）。

5）如果采用当前信道掩码没有发现AP，则信道掩码被取反，实施一次新的扫描。如果仍然没有发现AP，则在所有信道上实施一次全扫描。

5.5.2 缓存

上面描述的选择性扫描规程，在试验中（5.7 节）将切换延迟降低到在原切换（见图 5.6）中所得到值的 30% ~60%，相比一个原切换延迟 343ms（见表 5.1），使总切换延迟的平均值降低到 130ms。对于无缝 VoIP，建议总体延迟不要超过 50ms（Time，2000）。通过使用一个 AP 缓存（见图 5.7），可做到进一步的改进。AP 缓存由一个表组成（见表 5.2），它使用当前 AP 的 MAC 地址作为键。对应于缓存中每个键表项的是邻接于当前 AP 的各 AP 的 MAC 地址列表，这些 AP 是在扫描期间发现的。这个列表是在漫游时自动地产生的。

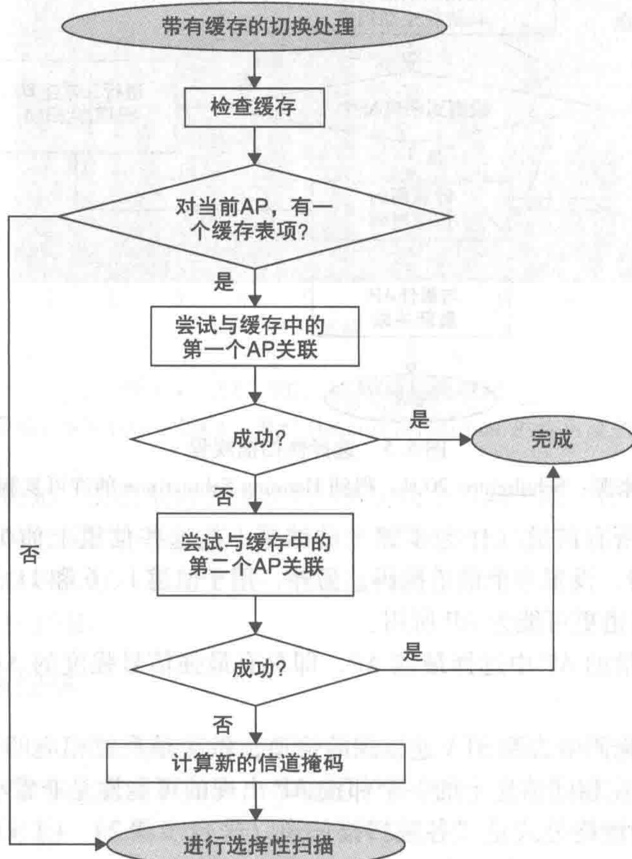


图 5.6 桥接时延

（来源：Schulzrinne 2004。得到 Henning Schulzrinne 的许可复制）

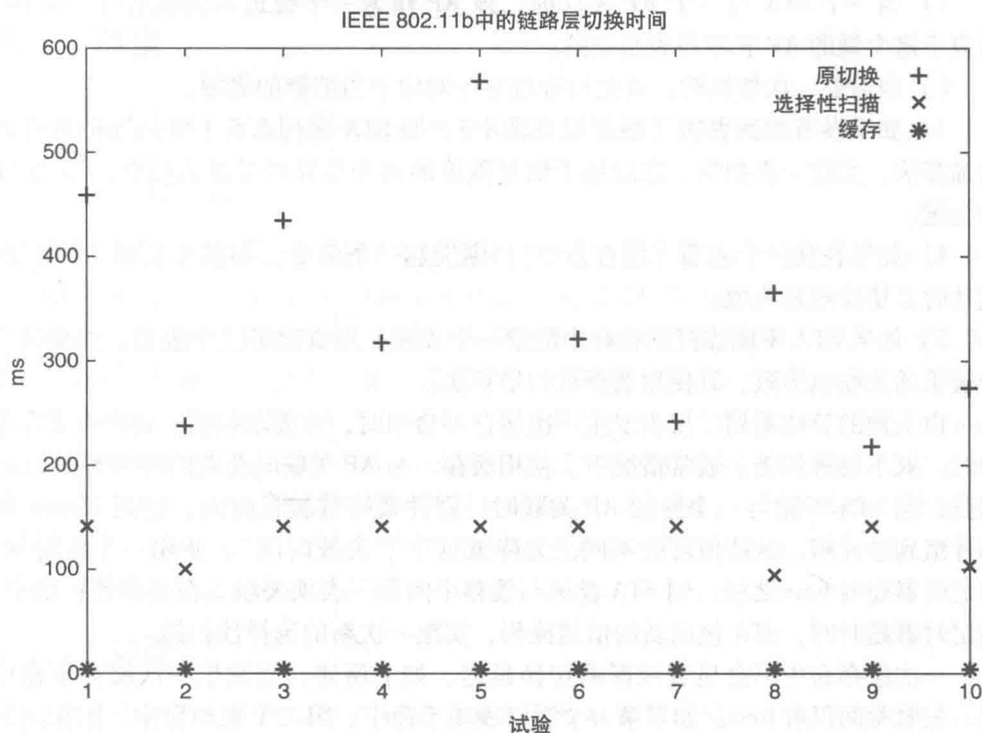


图5.7 缓存规程

表5.1 802.11b链路层的切换时延 (单位：ms)

	试验										平均
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
原切换	457	236	434	317	566	321	241	364	216	274	343
选择性扫描	140	101	141	141	141	139	143	94	142	101	129
缓存	2	2	4	3	4	2	2	2	2	2	3

表5.2 缓存结构

1	键	最佳 AP	次佳 AP
2	MAC1（Ch1）	MAC2（Ch2）	MAC3（Ch3）
⋮			
10			

试验中的缓存尺寸为10，指它可存储多达10个键，宽度为2，指对于每个键，它可在列表中存储多达2个邻接AP。下面描述缓存算法是如何工作的：

1）当一个 STA 与一个 AP 关联时，该 AP 作为一个键进入到缓存中。此时，对应于这个键的 AP 表项列表是空的。

2）当需要一次切换时，首先检查缓存中对应于当前键的表项。

3）如果没有找到表项（缓存没有命中），则 STA 使用 5.5.1 节描述的选择性扫描算法，实施一次扫描。之后基于信号强度的两个最佳结果进入缓存，以老 AP 作为键。

4）如果找到一个表项（缓存命中），则发起一条命令，与这个新的 AP 关联。成功时，切换规程完成。

5）如果 STA 不能连接到缓存中的第一个表项，则尝试第二个表项，如果第二个表项的关联也失败，则使用选择性扫描算法。

由上面的算法看到，仅当发生一次缓存不命中时，才要求扫描；每次有缓存命中时，就不要求扫描。通常情况下，使用缓存，与 AP 关联时花费的时间要少 5ms。但是，当 STA 不能与一个新的 AP 关联时，固件要等待较长时间，达到 15ms。从芯片组到芯片组，这些值可能不同。为降低这个“失效时间”，使用一个定时器。在定时器超时 6ms 之后，则 STA 尝试与缓存中的下一表项关联。在选择性扫描中，当定时器超时时，STA 使用新的信道掩码，实施一次新的选择性扫描。

一次缓存命中不会显著地影响切换延迟。如上所述，当发生一次缓存不命中时，失效时间仅有 6ms。如果第一个缓存表项不命中，第二个表项命中，附加的切换时延仅有 6ms。当这两次缓存表项都不命中，总的切换时延是 12ms 加上选择性扫描时间，相比于原切换时间，这个时间仍然得到显著的改进。

5.6 实现

为实现新的算法，不得不修改切换规程。通常情况下，切换规程是由固件处理的。使用 HostAP 驱动（Malinen，2004），能够在驱动中模拟整个切换过程。

HostAP 驱动是基于 Intersil 的 Prism2/2.5/3 802.11 芯片组用于无线 LAN 卡的一个 Linux 驱动（Malinen，2004）。使用这个芯片组的无线卡包括 Linksys WPC11 PCMCIA 卡、Linksys WMP11 PCI 卡、ZoomAir 4105 PCMCIA 卡和 D-Link DWL-650 PCMCIA 卡。

这个驱动支持一种所谓的主机 AP 模式，即它处理主机计算机中的 IEEE 802.11 管理功能，并作为一个接入点。这不要求无线 LAN 卡的任何特殊固件。它具有对 BSS 中正常站操作的支持，也可能支持一个独立基础服务集（IBSS）中的操作。

HostAP 驱动支持一条用于扫描 AP 的命令，可处理扫描结果，并支持用于一个特定 AP 的命令。通过切换到人工模式，也可能禁止固件切换。通过激活这种模式，能够控制驱动层的卡功能，并使用快速切换规程。

5.7　测量

本节描述用于测量切换时延的硬件和软件以及在其中实施测量的环境。

5.7.1　试验设置

对于测量，使用三台笔记本电脑和一台台式计算机。笔记本电脑有带有256MB RAM、运行 Red Hat Linux 8.0 的一台 1.2GHz Intel Celeron 系统，带有256MB RAM、运行 Red Hat 7.3 的一台 P－Ⅲ系统和带有 256MB RAM、运行 Red Hat Linux 8.0 的另一台 P－Ⅲ。在所有三台笔记本电脑上都使用的是 Linksys WPC11 版本 3.0 的 PCMCIA 无线 NIC。台式机是带有 512MB RAM、运行 Windows XP 的一个 AMD Athlon XP 1700＋系统。HostAP 驱动的版本 0.0.4 用于所有三个无线卡，对其中之一做了修改，载入改进过的驱动；另外两个卡用于嗅探。使用 Kismet 3.0.1（Kershaw 等，2005）捕获 802.11 管理帧，使用 Ethereal 0.9.16（Combs 等，2004）查看由 Kismet 产生的导出数据（dump），并分析结果。

5.7.2　环境

在哥伦比亚大学的 CEPSR 大楼的第 7 层和第 8 层楼的一个 802.11b 无线环境中实施了这个试验。仅有两台笔记本电脑运行嗅探器（Kismet），首先实施多次初始运行，以便了解无线环境，具体而言指各 AP 工作于其上的信道数、切换开始点以及 STA 将要连接到的下一个 AP 和信道。

实施分组丢失测量的环境不同于上面的环境。测试同样是在哥伦比亚大学的 CEPSR 大楼第 7 层和第 8 层进行的，但去除了一些流氓（rogue）AP。环境中的这个改变导致原切换时间的降低，并接下来导致分组丢失的剧烈降低。这将在 5.8.2 节中详细说明。

5.7.3　试验

在收集有关环境的足够信息之后，开始实施实际的切换测量。一个嗅探器被设置为总是在信道 1 上嗅探（原因是正常主动扫描中，第一条探测请求总是在信道 1 上发出的），而其他嗅探器被设置为在 STA 期望与之关联的下一个信道上嗅探。对于测试，三台笔记本电脑的系统时钟使用网络时间协议（NTP）加以同步。同样，为避免多路径时延，在测量期间将无线卡尽可能地在物理上靠得很近。

为测量分组丢失，除了三台笔记本电脑外，台式机用作发送器和接收器。一个 UDP 分组产生器被用来发送和接收数据分组。为改进精确度，通过在所有三台笔记本电脑上将分组序列号与其时间戳联系起来，每条 UDP 分组在数据字段中包含分组序列号。

5.8 测量结果

下面给出总切换时间和分组丢失的结果。

5.8.1 切换时间

图5.8和表5.1给出了得到的结果。如可看到的，采用选择性扫描，切换延迟得到相当地改善，平均降低40%。但即使这个降低后的时间对于无线 VoIP 也不足够好。但是，使用缓存，切换延迟时间降低到数毫秒，这使之可能进行无缝 VoIP。这种巨大的降低是可能的，因为通过使用缓存，消除了扫描，扫描占总切换时间的90%以上。

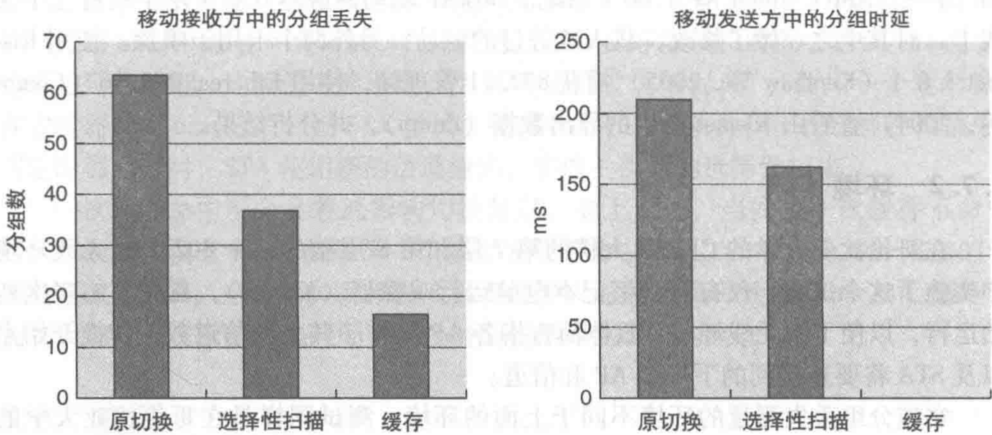


图5.8 在802.11b中的链路层切换时间

5.8.2 分组丢失

表5.3给出了得到的结果，此时实施切换的STA是接收器。表5.4给出了得到的结果，此时实施切换的STA是发送器。表5.5给出了移动发送器和移动接收器都在原切换场景、带有选择性扫描和带有缓存之场景的时延和分组丢失结果汇总。

表5.3 移动节点中切换期间的分组丢失（分组号；20ms间隔）

	试验										平均
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
原切换	36	55	32	79	37	122	134	32	69	36	63
选择性扫描	88	24	26	19	31	28	46	26	64	18	37
缓存	16	15	14	14	16	15	23	21	15	14	16

表5.4 移动发送器中切换期间的时延（ms）

	试验										平均
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	
原切换	281	229	230	210	209	227	185	174	189	168	210
选择性扫描	185	132	147	131	204	182	164	133	151	184	161
缓存	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0

表5.5 结果汇总

	移动接收器中的切换时间/ms	移动接收器中的分组丢失（分组数）	移动发送器中的切换时间/ms	移动发送器中的分组丢失（分组数）
原切换法	182.5	63.2	201.5	210.70
选择性扫描法	102.1	37.0	141.1	161.7
缓存法	4.5	16.3	3.9	0

为测量分组丢失，从STA发送和接收UDP分组，模拟切换期间的话音流量。发送数据分组增加了切换时延。这个时延是由如下事实导致的，其中在切换过程期间发送数据分组，特别地在最后一条探测响应和认证请求之间发送的数据分组。仅当实施切换的STA为发送器（见表5.5）时，才注意到这种行为。当实施切换的STA是接收器时，没有引入这样的时延。但是，要引入一个新的时延。这个新的时延，即桥接时延（Mishra等，2003a），是由更新MAC地址到形成分布式系统的以太网交换机所需时间导致的。特别地，当发生切换且STA与新AP关联时，交换机继续通过老AP发送寻址到STA的分组，老AP在多次重试之后，丢弃这些分组。这个行为持续大约140ms（见图5.9），在此之后，MAC地址被更新，交换机通过新AP开始将数据分组转发寻址到STA。这导致附加的分组丢失。

如在图5.9中看到的，当接收器实施切换时，使用选择性扫描的分组丢失降低到采用原切换得到值的大约60%，使用缓存时降低到大约40%。当使用缓存时，桥接时延的影响是特别显著的。表5.5表明，即使当使用缓存时切换时间仅有数毫秒，分组丢失如何仍然是显著的。

图5.9也表明，当发送器实施切换时，切换规程引入的平均分组时延。对于VoIP会话，具有超过100ms时延的分组就被认为是丢失了。表5.4说明当使用原切换方案、选择性扫描和缓存时的分组时延。即使选择性扫描将这个时延降低大约25%，但为取得无缝VoIP通信，缓存机制也是必要的。

作为一条注释，选择性扫描算法的行为是不依赖于环境的，而原切换方案的性能受到环境的极大影响。表5.1和图5.8指这样一个环境，其中存在流氓AP。表5.5指这样的一个干净的环境，不存在流氓AP。如可看到的，采用选择性扫描的行为是非常一致的，而原切换方案的性能随环境而恶化。

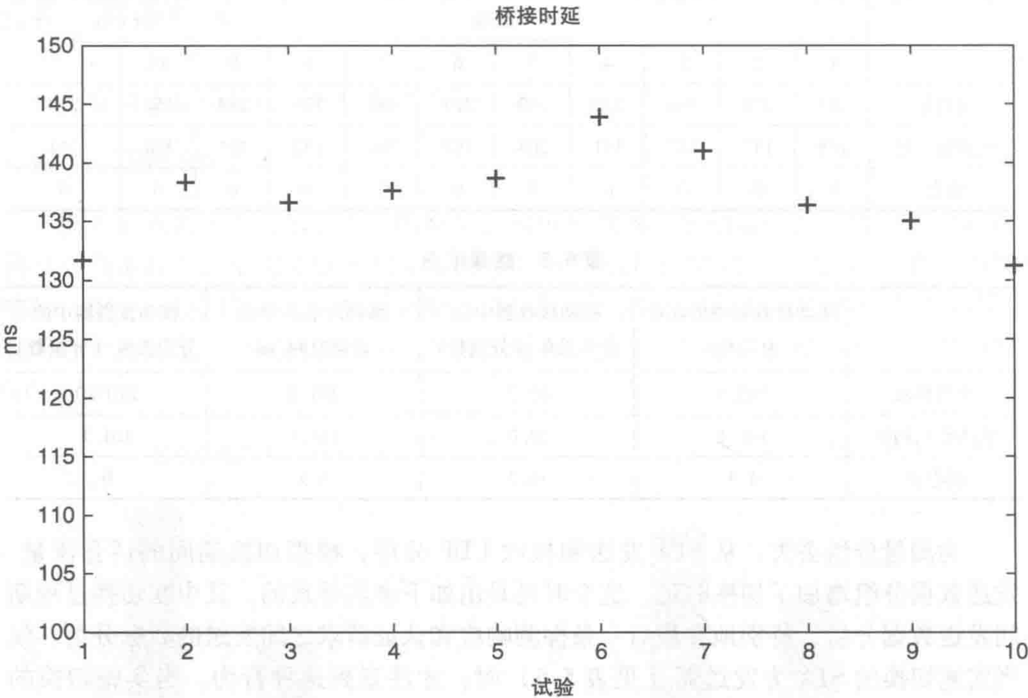


图 5.9 分组丢失和分组时延

5.9 结论和未来工作

本章描述了切换规程，说明采用一种缓存机制并结合一种选择性扫描算法，如何能够大量地降低切换延迟。说明了，在最佳情形中，如何能够仅使用选择性算法将切换延迟降低到平均 129ms，仅使用缓存机制如何将切换延迟降低到平均 3. 0ms（见表 5. 1）。在切换延迟中的这种降低，对于分组丢失和分组时延也得到相当的降低（见表 5. 5）。通过使用一种动态信道掩码（见 5. 5. 1 节中选择性扫描算法的步骤 4 和步骤 5），扫描信道的一个子集可被用作一种通用的解决方案。

工作的另一个重要结果是，当使用选择性扫描和缓存时，探测过程（是主动扫描中的最消耗功率的阶段）降低到一个最小值。这使之可能在诸如 PDA 的设备中使用一个主动扫描规程，其中功率消耗是一个重要问题。

随着新 IEEE 802. 11g 标准发行，可使用当前算法利用这个标准实施类似测试。对新 802. 11g 标准当前算法的扩展仅要求微小调整（如果有些扩展的话）。

图 5. 10 给出了一个 IEEE 802. 11a 网络中的原切换时间。如可看到的，发现阶段仍然是切换过程的最消耗时间的阶段。在一个 IEEE 802. 11a 环境中将实施未来

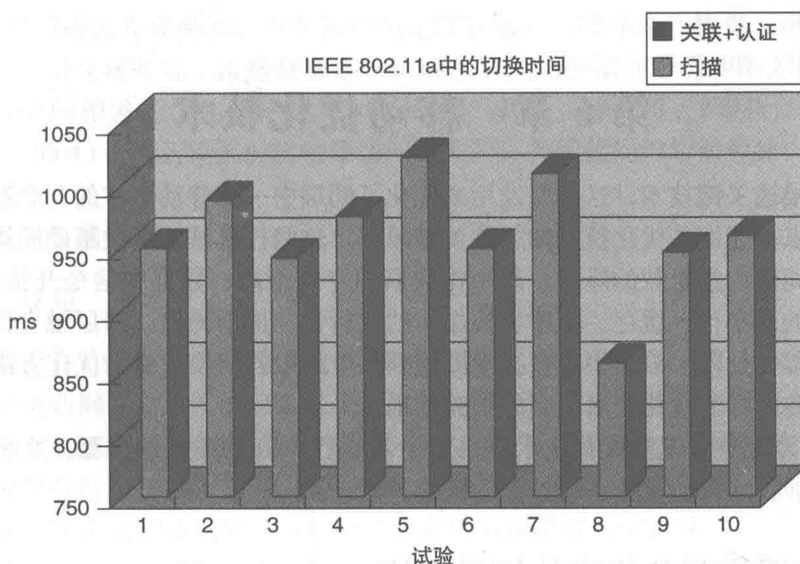


图 5.10　IEEE 802.11a 中的切换时间

（来源：Schulzrinne 2004。得到 Henning Schulzrinne 的许可复制）

的测试。对这个标准建议算法的扩展，将要求微小调整，诸如信道掩码的修改（选择性扫描）以及改进的缓存维度（dimensioning）和管理。

具有最佳信号的信道未必是要连接的最佳信道，原因是它可能比一个低信号强度的一条信道拥塞得多。因为这一点，考虑比特率信息和信号强度的一种启发式算法，应该取得最优性能。

一个 AP 多少知道其邻接 AP 并可将那个信息提供给 STA 的一个规程，可被用来填充缓存。这也可与诸如 GPS 的一种定位算法或某个其他的 Wi－Fi 定位算法组合使用，支持依据 STA 的实际位置而进行缓存的实时填充和刷新，这总是得到一次缓存命中。

两个非常重要的问题是缓存尺寸和缓存管理策略。一种良好的缓存策略，与 AP 邻接和其他启发式方法一起使用，可取得无缝的 VoIP 会话。

第6章 移动优化技术

本章描述关键技术，这是开发用来优化不同层中一个移动事件的几个基本操作的，并重点描述那些优化技术的相关关键原则。这些技术基于多项基础原则，如基本操作期间信令消息数的降低、最小化数据的穿越距离、数据和信令开销的降低、查找开销的最小化、缓存、顺序切换操作的并行化、提前操作、跨层触发器和绑定更新的局部化处理。给出将这些技术应用到第3章中各切换组件的优化方面，并描述采用一些这样的优化技术得到的试验结果。

第11章描述将这些优化技术应用到一个基于Petri网的移动模型，之后给出采用数项提前技术评估整体系统性能的试验。

6.1 主要贡献和标志性结果概述

下面概要描述一些建议的优化机制（针对在第3章分析的各切换组件）做出的主要贡献。本节重点描述关键的技术问题和建议的解决机制，简短地描述所提出的机制，突出一些主要优势。

在6.3～6.11节描述详细的方法、相关工作和每种机制的试验结果。

6.1.1 发现

在一个异构网络中切换期间网元和资源的发现，依赖于相应的层2发现机制。这些机制引入依赖于低层访问特点的时延。目前，还不存在在一个移动节点切换之前以一种访问无关的方式发现邻接网络中网元的现有机制。

设计了一种应用层发现机制，它支持在移动节点切换到目标网络之前以一种访问无关的方式发现目标网络中的网络参数和资源。之后移动节点缓存被发现网元的地址即接入点的MAC地址、信道号、路由器的IP地址，以及认证服务器的IP地址，从而使之能够提前实施许多切换相关的操作，即认证、安全关联和配置。

下面是所建议应用层发现机制的一些主要优势：

1）使用建议的机制，在不依赖于低层访问机制的条件下，一个移动节点可发现目标网络所有层中的网元（如接入点、路由器和AAA服务器）。虽然诸如IEEE 802.11u（Gast，2005）的低层发现机制使移动节点能够发现较高层网络参数，但802.11u机制受限于仅支持802.11网络。Gloserv（Arabshian和Schulzrinne，2004）是一种提前式应用层发现机制，它发现不同的服务类型，但它不能发现网元。所建议的机制以一种访问无关的方例式（例如，不管接入采用802.11还是CDMA）使

用应用层协议发现网络参数。

2）通过提前发现网元，并在客户端处以本地方式缓存这些数据，所建议的机制降低了网络发现时延。虽然存在在一个移动节点切换期间降低 802.11 网络的发现延迟的访问相关的优化技术（Montavont 等，2005；Shin 等，2004b；Velayos 和 Karlsson，2004），但所建议的机制是访问无关的，并优化同构切换和异构切换的网络发现操作。

在 6.3 节描述相关工作、建议机制的细节和试验结果。

6.1.2　认证

一般而言，层 2 认证依赖于相应的访问机制（如 CDMA 或 802.11），并在移动节点切换到新网络之后实施层 2 认证。虽然一些现有的层 2 访问机制（如 802.11）支持一种预认证机制（如 802.11i），其中在移动节点移动到目标网络之前实施认证过程的部分过程（如产生预共享密钥），但这种预认证支持仅限于子网内切换。由此，在子网之间切换期间，一个移动节点将仍然遇到认证时延。

所建议的网络层辅助层 2 预认证机制，在邻接网络中启动层 2 认证过程，并在移动节点移动到新网络之前，完成多数切换相关的操作。由此，切换期间的层 2 认证时延，降低到完成 4 次握手操作［产生成对的临时密钥（PTK）］所需的时间。

下面是所建议技术的两项主要优势：

1）所建议的机制处理现有层 2 预认证机制（如 802.11i）的缺陷，做法是在子网和行政管理域间支持预认证，同时提供 IEEE 802.11i 的等价性能。所建议机制将认证时延降低到仅有 4 次握手的时延，得到平均 16ms 的认证时延。这个时延相当于由基于 IEEE 802.11i 的预认证提供的性能。

2）通过在异构接入网络间支持预认证，所建议机制消除了认证对层 2 访问的依赖。通过使用当前接口与目标网络进行预认证，移动节点就不需要为认证而打开它的辅助接口，由此节省了电池功率。

在 6.4 节描述相关工作、所建议机制的细节和试验结果。

6.1.3　层 3 配置

IP 地址获取和重复地址检测过程是在一个新网络中对一个移动节点层 3 配置时延有所贡献的两个主要组件。IP 地址获取过程涉及移动节点和一台 DHCP 服务器之间的信令交换，在它可向其接口指派新地址之前完成重复地址检测，移动节点等待一个随机时长。

下面分别描述使用提前式技术和反应式技术，降低 IP 地址获取时延和重复地址检测时延的两种建议的机制：

1）通过使用建议的提前式发现机制，移动节点在目标网络中发现 DHCP 服务器或路由器，并与之在一条安全的切换隧道上通信而从目标网络得到 IP 地址，这

条隧道是在移动节点和目标路由器之间建立的。之后移动节点检查 IP 地址的唯一性，并在它移动到新网络之前，本地缓存目标网络的 IP 地址，其中移动节点将该地址指派给它的接口。

2）作为优化的反应式地址配置过程的组成部分，提出一种路由器辅助的地址检测机制，其中路由器以周期间隔组播 ARP（地址解析协议）缓存，从而使移动节点在确定地址唯一性时，不需要发起一个地址解析过程。

所建议的提前式层 3 配置机制，通过在移动节点切换到目标网络之前在一条安全的提前式隧道上得到 IP 地址，而完全地消除了客户端和服务器之间的信令交换。这种提前式 IP 地址配置过程可与预认证机制一起工作，安全地得到 IP 地址。所建议的提前式机制，将层 3 配置时延降低到大约 100ms，这等价于将一个 IP 地址静态地指派一个移动节点的接口所花费的时间。相比于现有机制（如 FMIPv6），所建议的机制是客户端辅助的，可用于域间移动性，并安全地预配置 IP 地址。

在提前式层 3 配置不可能的情况中，所建议反应式技术可被用来降低重复地址检测的时延。相比于可降低重复地址检测时延的其他现有机制（Forte 等，2006a），为检测 IP 地址的唯一性，所建议的反应式机制不需要网络中的任何附加单元，所建议机制将重复地址检测时延从 4s 降低到数百毫秒，这个时间依赖于路由器通告间隔。

在 6.5 节描述相关工作、所建议机制的细节和试验结果。

6.1.4 层 3 安全关联

当无论哪个通信端点的 IP 地址改变时，都需要建立一个新的安全语境，这要求产生新的密钥。这个过程产生附加的信令交换，导致在层 3 安全关联期间的附加切换时延和媒体中断。

提出两种不同的机制，它们可降低由于切换期间层 3 安全关联导致的时延。这些机制可被分类为反应式的和提前式的：

1）通过将一个附加的锚点代理（如一个家乡代理）引入到网络中，所建议反应式机制可维护移动节点的网络层标识符地址（不变）。当移动节点的 IP 地址改变时，通过避免一个重新产生密钥（rekeying）过程，这种做法支持维护安全语境。相比于传统的非优化机制，所建议的机制降低安全关联期间的切换时延和分组丢失。

2）所建议的提前式机制，使用一种预注册技术在目标网络中建立安全关联。使用预注册到目标网络中的外发 SIP 代理服务器和家乡用户服务器，通过提前产生 AKA［认证和密钥协议（agreement）］阶段期间的加密密钥（CK）和完整性密钥（IK）移动节点，移动节点提前建立安全语境。

当提前式优化不可行时，通过采用提前建立一个安全语境，或在一个网络中一个附加网元［如一个移动 VPN（虚拟专网）］的帮助下，通过以一种反应式方式隐

藏IP地址改变，可维护两台通信主机之间的层3安全关联。Miu和Bahl（2001）提出的机制不能工作于一个异构接入网络中，但所建议的反应式机制可将分组丢失降低到零，但仍然可用于同构和异构切换。与Bargh等（2004）的另一项提前式建议不同，所提出的提前式技术降低了安全风险，做法是避免多米诺效应（Housely和Aboba，2007），当在端点之间传递安全语境时产生多米诺效应。所建议的提前式机制，将层3安全关联时延降低到零，但它依赖于移动节点的能力，发现邻接网络中的外发代理服务器。

在6.6节描述相关工作、所建议机制的细节和试验结果。

6.1.5 绑定更新

移动节点和通信节点或家乡代理之间的一个较长距离，延迟了绑定更新，导致一个整体切换时延和分组丢失，原因是直到绑定更新完成之前，媒体会被重复地转发到以前的网络。

提出两种机制，即层次化绑定更新和提前式绑定更新，它们降低绑定更新时延，作为一个结果，最小化了分组丢失：

1）所建议的层次化绑定更新机制是一种反应式机制，它使用地址的一种两级层次结构（如一个本地转交地址和一个全局转交地址），并将所谓移动代理（MA）的一个锚点代理放置到网络中，在一个域内移动节点的移动期间限制全局信令更新。对于每个域有10个子网的一个网络，这种机制将全局信令更新降低70%。

2）所建议的提前式绑定更新机制，在一条安全隧道上层2切换之前，发送绑定更新到家乡代理和通信节点，并使用IP地址作为新转交地址，该地址是作为提前式配置过程的组成部分从目标网络得到的。使用这种机制，在移动节点移动到新网络之后，完全地消除了绑定更新时延。

不像MIP-RR（Perkins，2002c）的是，所建议的反应式机制可用于网络层（如MIP）和应用层移动（如SIP）协议，并支持动态负载均衡和快速切换。所建议的提前式机制完全地避免了绑定更新，原因是移动节点在切换之后不需要发送一条新的绑定更新。

在6.7节描述相关工作、所建议机制的细节和结果。

6.1.6 媒体重路由

在媒体重路由过程期间，因为在几层中的切换操作，临时数据可能丢失，或因为诸如封装、解封装、打隧道和网络中的缓冲而导致临时数据的延迟。

下面总结所建议的机制，通过优化媒体重路由过程，这些机制可降低数据传输时延：

1）从以前网络的数据反应式转发。在较长绑定更新时延的情形中，这种机制使用反应式转发机制，利用一个应用层移动代理，重定向来自以前网络的传输中

（在途）的数据。

2）提前式组播。这种机制提前式地组播在途数据到邻接候选网络，并降低在途分组丢失。

3）移动节点控制的提前式缓冲。所建议的移动节点控制的缓冲机制，在边缘路由器处提供每移动节点的分组缓冲，该路由器基于一次提前切换期间的切换时长，动态地控制缓冲时长。所建议的技术可分为两类，即时间受限的缓冲和显式缓冲。

所建议的反应式机制是其类型的第一项转发技术，它使用一个应用层移动代理，转发来自以前网络的在途数据。所建议的提前组播机制避免了邻接网络中任何附加网元的需要，并提前将数据组播到移动节点将移动去往的邻接网络。与 Tan 等（1999）提出的现有方案不同，这种机制为在一个 MA 域中的所有移动节点使用单个组播地址，在这个域中，MA 以合适的组播地址封装目的地为任何特定移动节点的单播数据。

Khalil 等（1999）和 Moore（2004）提出的现有缓冲技术分别依赖于移动 IPv4 和移动 IPv6 的扩展，与之不同的是，所提出的机制是一种独立的协议，可被用于任何类型的移动协议（如 SIP 或移动 IP）。例如，针对 MIPv6 和基于 SIP 的移动协议采用所提出的缓冲控制协议进行了试验，没有对这些协议做出任何改变。当两种方法应用于提前切换机制，将分组丢失降低到零。

在 6.8 节和 6.9 节描述反应式转发技术、提前组播技术、提前缓冲技术的细节，相关工作，以及试验结果。

6.1.7 路由优化

媒体流量的端到端传输时延，影响实时通信的性能。当因为移动节点、家乡代理和通信节点之间存在一条长路由而导致信令被延迟时，也影响媒体传输时延。几项移动相关的操作，如三角路由以及封装和解封装过程，为媒体传输增加了进一步的时延。由此，至关重要的是优化通信节点和移动节点之间的路由，从而使在切换之后媒体传输时延和信令传输时延都得以最小化。虽然 MIPv6（Carpenter，2000）支持路由优化技术，但移动 IPv4 及其变种［诸如 MIP - LR（Jain 等，1999）和中介 MIPv6（Gundavelli 等，2008）］遇到路由优化问题。

设计了如下路由优化技术，这些技术最小化移动节点和通信节点之间的信令和媒体路由的长度：

1）设计了用于终端主机处的一种截获器辅助的分组修改器，通过按需修改源和目的地址，帮助维护移动节点和通信节点之间的一条直接媒体路径。这项技术可应用于 MIP - LR（Jain 等，1999）和 MIPv4（Perkins，2002b）移动协议。基于 SIP 的移动管理（Schulzrinne 和 Wedlund，2000a）是使用一条直接媒体路径而提供路由优化的一项现有方法，但这种技术仅可被用来支持实时流量。

2）设计了一种路由优化技术，它使用移动节点的外发SIP代理处的一个分组截获器和一个转发模块。这项技术处理由一个IMS（IP多媒体子系统）环境中低层网络层移动协议移动IP导致的SIP信令间接路由。

3）设计了一种基于绑定缓存的技术，它使用中介绑定更新在本地锚点（媒体访问网关）处的一种映射，并以本地方式路由分组，而不是像在中介MIPv6环境中的一个本地移动代理（LMA）一样路由分组。

截获器辅助的分组修改器是一种应用层技术，它将大型分组（如1024字节）的媒体流量的端到端时延降低60%。当移动节点远离家乡网络时，其优势变得更加显著。在一个IMS环境中，所建议的基于截获中介的机制，将SIP注册时延降低20%，将SIP INVITE（邀请）时延降低30%。通过使用基于绑定缓存的路由优化技术，端到端媒体时延得以最小化，即使移动节点和LMA之间的距离增加时，这个时延也不改变。

在6.10节描述这些路由优化技术的细节、相关工作和试验结果。

6.1.8 媒体无关的跨层触发器

层2（如接入点）和层3（如在路由器中）附接点中的后切换检测机制和检测机制，是相互独立工作的，导致切换期间的附加时延。切换相关的功能是扩散在协议栈的不同层间，并是独立执行的。也不存在支持控制信息在层间交换的现有机制。但是，为做到高效的网络通信，重要的是一个协议层利用跨层信息。由此，为加速切换操作，拥有可被用来跨层传递信息的一个抽象原语集是有用的。

提出一个抽象原语集，它可跨层传递信息，并独立于访问机制（如CDMA或802.11）而工作。一些这样的抽象原语被用来开发媒体无关的切换功能，这些功能最近已经在IEEE 802.21标准中被标准化。不像其他提案的是，这些原语可被用来在诸如802.11和CDMA的异构接入网络间支持切换。这些触发器可被分类为信息服务、命令服务和事件服务触发器。使用这些原语，移动节点可快速地检测新网络以及老网络的丢失。6.11节给出这些触发器的详细描述和各实现步骤。作为所提机制的组成部分，设计了如下跨层触发器，可加速网络检测过程，并触发诸如IP地址获取和绑定更新的高层切换操作：

1）提前触发器。为了提前触发一次即将进行的切换并实施一些切换操作，开发了跨层触发器，如MIH_Link_Going_Down、MIH_Link_Handover_Imminent和MIH_Link_Parameters_Report，它们将触发多项切换相关的高层操作，诸如应用层发现和网络层辅助的层2预认证。

2）反应式触发器。开发了链路层跨层触发器，如MIH_Link_Up、MIH_Link_Down、Link_Detected和MIH_Link_Get_Parameters事件，以一种接入无关的方式加速高层切换操作，如802.11和CDMA网络之间的切换。与其他事件触发器不同的是，所建议的跨层触发器在不同接入机制间工作。

3）跨层触发器。使用这些机制，层3相关的信息（如子网前缀和默认路由器地址）是在接入点发现期间传递的。通过修改层2接入点信标并以层3信息填充做到这一点。

如在第11章所述，使用这些触发器构建了一个媒体无关的提前切换系统。在6.11节描述相关工作、所建议机制的细节和试验结果。

在本章后面，针对提到的每个切换组件，描述建议机制的细节、相关工作以及来自一个试验原型的结果，使用这些优化技术构建这个原型。

6.2 引言

为对主要的优化技术进行试验，实现了一个因特网移动多媒体测试床和相关联的功能组件，使用这些组件，展示说明了几项移动功能。特别地，使用基于IETF的协议［即DHCP（Droms，1997）、SIP（Rosenberg等，2002）、MIP、PANA（Jayaraman等，2008）和Diameter（Calhoun等，2003a）］在异构接入网络（包括IEEE 802.11和CDMA）上实现了一个配置代理、信令代理、移动代理、家乡代理、认证代理和授权代理。在Dutta等（2004a）中描述了多媒体测试床实现的细节。在本章后面，描述与第3章所述切换事件的一些原语操作相关联的优化技术，这些操作即发现、认证、安全关联、配置、媒体交付和缓冲。另外，解释跨层触发器如何可帮助加速切换相关的操作，并降低时延。

在下面各节，对于每个切换组件，遵循一种系统性方法，其中描述被优化的性能参数（如切换时延或分组丢失），重点描述被用来优化这些参数的基础原理和技术，展示说明验证这些技术的一个试验系统，并将应用这些核心技术得到的结果与采用非优化版本得到的结果进行比较。

6.3 发现

如第3章所讨论的，试验结果表明，IEEE 802.11网络中的网络发现和资源发现进程贡献了切换期间的大量时延。在涉及Wi-Fi和蜂窝网络的异构接入网络之间的一次切换期间，发现诸如一个GSM网络的一种蜂窝网络，也要花费时间（Rahnema，1993；Steele等，2001），这取决于第2章所述的信道指派策略和切换场景类型。本节提出一种应用层网络发现机制，它可独立于接入技术，发现邻接网络中的网元和资源。使用这种发现技术，移动节点可提前发现多项层2和层3网络资源，即目标网络中的信道号、默认路由器地址和认证器。这种提前操作将有助于降低切换时延，因为在切换之后不需要实施多项发现相关的操作（即层2扫描、路由器请求和服务器发现）。

本节首先描述优化时延（由几层中发现操作导致的）所需的通用原则。之后，

引用相关文章，这些文章描述优化发现相关时延的各种尝试，其优化代价是诸如网络带宽和CPU周期的其他系统资源。之后介绍所建议的应用层发现技术，并描述它优于现有发现机制的优势。最后，形象地说明在一个测试床环境中得到的试验结果。

6.3.1 主要原则

下面是主导发现过程优化的主要原则。这个优化过程目标是优化发现期间的时延，这是就诸如终端主机处的处理能力和网络带宽等其他网络资源而言的。

1）限制发现网络资源所需的移动节点和中心式服务之间的信令交换数。

2）在被动扫描的情形中，信标通告速率的增加，降低发现新附接点的时间，代价是终端主机处的附加网络带宽和处理能力。

3）在移动节点移动到新网络之前，缓存网络资源参数。

4）在不依赖于任何接入特定技术的条件下，为支持异构接入网络中的切换，为了发现网络资源而使用一种媒体无关的应用层发现协议。

6.3.2 相关工作

在诸如GSM和CDMA的蜂窝网络中，移动节点的引导信号，即BCCH（广播信道）和同步信道，将邻接网络的细节报告给服务MSC（移动交换中心）。服务MSC使用这个信息决定移动节点的目标网络。最近，针对基于IP的网络，正在进行设计发现协议的一些研究工作，这些协议在不同层中提供服务发现和网络发现。下面重点描述在网络发现及其优化技术领域的一些相关工作。

IEEE 802.11标准组的几个任务组提出了层2和应用层中的网络发现机制。IEEE 802.11u（Gast，2005）工作组提出网络选择的方法，以及用于诸如蜂窝网络等其他网络的方法。IEEE 802.11k（Stallings，2004）工作组提出支持接入点（AP）向移动设备查询位置和邻居信息的方法。这个组提出几种新的请求/响应测量机制，即测量引导、邻居报告、链路测量、站统计和位置配置信息，从而可使移动节点能够得到有关其邻居的信息，并为取得一个快速转换而做出合适的决策。但是，基于IEEE 802.11k的发现机制受限于802.11接入网络，并在相同ESS（扩展服务集）内的层2中工作。

如今存在几个服务发现协议和架构，包括SLP（服务定位协议）（Guttman等，1999）、JINI（Waldo，1999）、UPnP（http：//www.upunp.org）、Salutation（Miller和Pascoe，2000）和LDAP（轻量目录访问协议）（Johner和Corporation，1998）。但是，这些都将焦点主要放在一名用户如何检索服务相关的信息上，其中假定信息已经存在于数据库中。服务相关的信息以及由此寄存这些信息的服务器可被组织成一个层次结构，例如以一种类似于因特网域名系统（DNS）的方式加以组织。服务相关的信息可以是预配置的或动态地在服务器上准备提供的。之后信息可以由人类

管理员更新，或自动地由服务器相互交换更新而加以更新。但是，这些协议中没有哪个协议可提供对高层中发现有关邻接网络的信息、发现数据的动态构造或确定收集哪些信息并提供给移动节点等的支持。相反，现有服务发现机制将焦点放在如何检索已经存在于数据库中的信息。这些机制依赖于实现服务信息服务器的所有那些本地网络提供商，而这些服务器通常并不部署在公开网络之中。最近，IEEE 802.21 工作组已经最终定稿一种信息服务机制，这种机制在应用层提供信息发现。作为这项工作组成部分的一些技术，诸如使用 RDF（资源发现框架）（Lassila 等，1999）的应用层发现机制，对 IEEE 802.21 信息服务器（IS）组件的开发做出了贡献。在 6.3.3 节描述这些机制的细节。

层 3 中一种发现协议的一个代表性例子是候选接入路由器发现（CARD）协议（Liebsch 等，2005），它提供层 3 中的一种网络发现机制。一个候选接入路由器是一台移动设备可能移动到的一个邻接网络中的一台接入路由器。设计 CARD，是为一台移动设备所用的，在移动节点实施到一个邻接网络的 IP 层切换之前，发现一台候选接入路由器。采用 CARD，在做出有关 IP 层切换的决策之前，移动节点侦听邻接网络中由无线接入点广播的层 2 标识符（如 IEEE 802.11 BSSID）。之后移动节点将这些层 2 标识符发送到其当前网络的接入路由器，该路由器接下来将层 2 标识符映射到邻接网络中候选接入路由器的 IP 地址，之后发送候选路由器地址回到移动节点。为使用 CARD 支持网络邻居发现，需要升级网络中的路由器。这也需要邻接路由器之间的安全和信任，由此如果涉及两个管理域之间的切换，则可能不会正常工作。

有一些相关文章描述在一个 IEEE 802.11 环境中降低网络发现时间的尝试。Shin 等（2004b）采用一种选择性扫描和缓存策略，降低一个 IEEE 802.11 环境中的切换延迟。但是，这种方法更适用于移动节点与过去时间邻接 AP 关联的一个环境，如果目标接入点是一个新的 AP，则是不适用的。Montavont 等（2005）提出一种周期性扫描方法，其中移动节点周期性地扫描不同信道，并构建一个邻居 AP 列表。但是，这种机制产生更多流量，结果就消耗更多能量。Velayos 和 Karlsson（2004）提供降低层 2 发现过程的技术，做法是降低信标间隔时间，并与数据发送并行地实施搜索阶段。Brik 等（2005）建议提出使用辅助接口进行扫描，同时采用第一接口进行通信，由此避免了通信期间的扫描时延。最近，Forte 和 Schulzrinne（2007）开发了使用协同漫游技术的发现机制，这些技术适合于无基础设施的环境。

6.3.3 应用层发现

作为有关最小化切换时延（由切换过程的发现组件造成的）工作的组成部分，开发了一种接入无关的基于信息服务器的应用层发现机制，这种机制有助于发现目标网络的网络参数和资源（Dutta 等，2006c）。与现有网络发现机制不同，这种应

用层发现机制不依赖于任何接入特定的发现技术，如 IEEE 802.11u。

这项应用层发现技术可应用于基础设施辅助的场景和端系统辅助的场景。分析了使用一种端系统辅助方法（Zhang 等，2005）的一种协同环境中这种发现机制如何是有效的，在这种方法中每个端系统可作为一个有关邻居关系信息的源。作为基础设施辅助方案的组成部分，信息服务器以一种通用格式、访问无关的方式存储网络和相关联资源的细节，这些细节可由一个移动客户端在任何时间查询。客户端与信息服务器通信，并发现邻接网元，如接入路由器、认证代理（IEEE 802.11i 认证器）、配置代理（如 DHCP 服务器）和授权代理（如 AAA 服务器），并在其切换到这些网络之前与这些实体通信。通过在切换之前发现目标接入点的细节，移动节点在其缓存中保存接入点的 MAC 地址和信道号，并避免扫描规程的一些部分，如基于 802.11 切换期间的信道探测。所建议的信息服务器辅助的发现技术，被用作 IEEE 802.21 媒体无关信息服务（MIIS）功能的发现机制之一。在第 11 章中描述使用一种网络辅助发现方案的一个完整系统的评估。下面描述架构和建议方案的细节。

目前，在给定诸如网络类型或移动节点 GPS 坐标条件下，没有哪种数据库查询机制使人们能够得到有关一个邻接网络的详细信息。这种详细的信息也许包括邻接 AP 的 MAC 地址、与那些 AP 相关联的信道号，以及 DHCP 服务器、路由器和 AAA 服务器的 IP 地址。目前，DHCP 提供一种 DHCP 选项机制（Droms，1999），其中一个客户端可发现一台特定服务器和附近接入点的地理坐标（Polk 等，2004）。但是，一台 DHCP 服务器通常存储特定于一个子网的信息，在没有一个中继代理（即一个 DHCP 中继代理）的帮助下，不能向没有位于相同子网的一个移动节点提供服务。由此，基于 DHCP 的发现机制受限于一个特定子网，不能跨越多个网络。查询机制也应该是可扩展的，并应该处理专用的厂商定义。由此，人们期望的是设计一种查询机制，它可支持基于方案（或基于子方案）的访问，并可涵盖超出一个特定子网的网络。

所建议的方法基于称作应用层信息服务（AIS）的一种新架构，它支持网络发现，包括解决发现数据库构造问题的方法和移动节点发现有关邻接网络信息的方法。AIS 被设计为可扩展的，足以支持当前类型和未来类型的网络信息，这些信息也许是移动节点所需要的。AIS 尽可能多地利用现有协议。虽然有关网元的信息可有多种用途，但将焦点放在移动节点为支持安全的和提前切换而如何使用这种发现信息上面。当设计一种发现架构时，需要深入考虑的一些关键设计因素，包括构造信息、检索信息以及存储于信息服务器中信息的格式。

下面描述查询和响应过程的一个样例实现，这些过程是网络发现机制的组成部分。为查询一个特定网络接口（如 802.11 或 CDMA）相关的信息，一个移动节点首先需要知道一个网络接口支持哪些信息属性。由此，一个查询—响应机制可使用两个步骤：第一次查询提供元数据信息（即属性名字），第二次查询提供移动节点

关注的或要求的属性值。

在信息服务器上的信息应该以一个标准的、容易访问的方式加以存储。使用一种基于 RDF 的方案（Lassila 等，1999）描述有关网元及其特点的信息并将其存储在信息服务器上。RDF 是描述表示有关万维网资源信息的一种语言。其意图是表示元数据，例如一个网页的标题、作者和修改日期，以及万维网资源的版权。

RDF 为表示信息提供一个通用框架，从而可在不丢失含义的情况下，在应用之间交换信息。其意图是描述需要由应用处理的信息，而不是仅显示给人们。因此，基于 RDF 的查询和响应机制，为移动节点报告给应用信息服务器并从之检取信息，提供了一种合适的方式。它们使一个移动节点能够查询有关一个网络的特定信息元素，做法是以一种细粒度方式提供信息元素的特征。

这些网络信息元素的特征可以是 SSID（服务集标识符）、位置信息（地理坐标）或层 2（L2）安全信息。RDF 方案定义信息元素的结构以及这些元素之间的关系。一个 RDF 方案通常分成两种方案类型：一种基本方案和一种扩展方案。基本方案是静态的，并包括媒体无关的类和性质。扩展方案包括本质上是动态的那些性质，如带宽。

图 6.1 给出了一棵基于 RDF 树的一个非常简单的视图，形象地说明这些网络

图 6.1 网元的相互依赖关系图

实体是如何以一种层次结构方式加以构造的。它给出邻接网络中的网元及其相互依赖关系，并给出位置信息、L3 信息、L2 信息和网络类型是如何以一种层次结构方式构造的。

在附录 A 中给出信息服务的方案。下面简短地给出该架构，并描述在信息查询和更新过程中使用的功能组件。在信息服务器端，使用 Joseki（Kosugi 和 Davies，1973）解释 RDQL（Seaborne，2004），并将合适响应发送到客户端。使用 Jena（McBride，2002）形成 RDQL。Jena 是构造语义万维网应用的一个 Java 框架。它为 RDF、RDFS（McBride，2004）和 OWL（万维网本体语言）(McGuinness 等，2004）的一个编程环境，其中包括一个基于规则的推理引擎。Jena 中的实现与关系数据库存储耦合在一起，从而可在一个 Jena 关系型永久存储中保存的数据上实施一项优化的查询。使用一个 Joseki 服务器在万维网上发布 RDF 模型。这些模型是由 URL 表示的，并可使用 HTTP GET 由查询加以访问。

6.3.4 试验结果和分析

图 6.2 给出了一种可能的部署架构，其中这种信息发现方案可能是有用的。最初情况下，移动节点位于网络 1 中，并被连接到接入点 AP1。网络 2、网络 3 和网络 4 是邻接网络。信息服务器存储有关这些网络和相关联网元的信息，这些网元即认证服务器、配置服务器、授权服务器和接入点标识符。

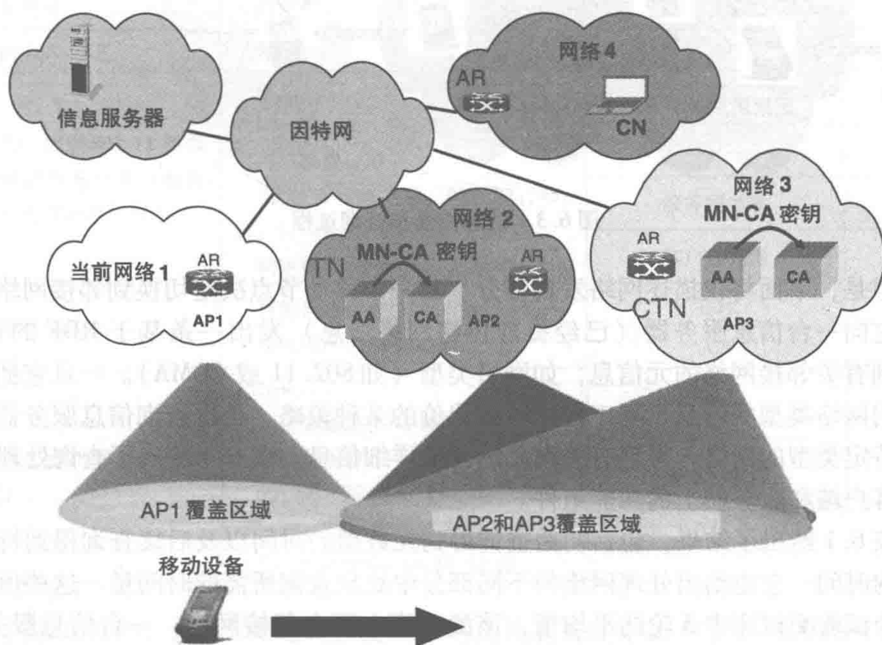


图 6.2 应用层信息发现的部署

为终端客户传播（population）信息数据库实现一种机制，为切换期间的网络发现实现一个过程。虽然传播一个信息数据库有几种方式（Dutta 等，2006c），但在当前试验中实现一种终端系统辅助的传播方案。当移动节点从一个网络移动到另一个网络时，它以刚访问网络的几个参数（如路由器、接入点和信道号）传播信息服务器。由此，下一个移动节点可从信息服务器查询所需的信息。图 6.3 给出了一个移动节点如何传播数据库中的信息，接下来给出它如何与信息服务器通信，以便发现网络和资源。

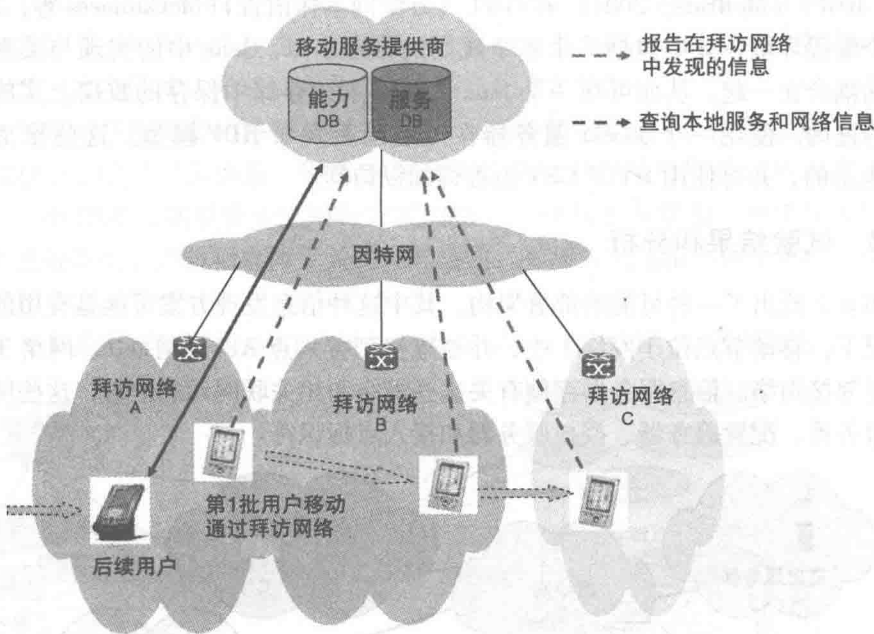


图 6.3　信息传播和查询过程

但是，下面将仅描述网络发现部分。当一个移动节点决定切换到邻接网络之一时，它向一台信息服务器（已经提前传递网络信息）发出一条基于 RDF 的查询，并得到有关邻接网络的元信息，如网络类型（如 802.11 或 CDMA）。一旦它拥有有关可用网络类型的信息，基于诸如网络代价的某种策略，再次查询信息服务器，为一种特定类型的网络，得到有关网元的其他详细信息。图 6.4 给出了查询处理中涉及的客户端和服务器上的功能组件。

表 6.1 给出了结果，包括初始查询得到元数据的时间以及后续查询得到特定网元值的时间。它也给出处理网络的不同部分中处理查询所需的时间量。这些值给出在一个试验测试床中 5 轮的平均值，该测试床由两个邻接网络、一台信息服务器、一个移动节点和两台接入路由器组成。在 Dutta 等（2006c）中描述了这个测试床的细节。

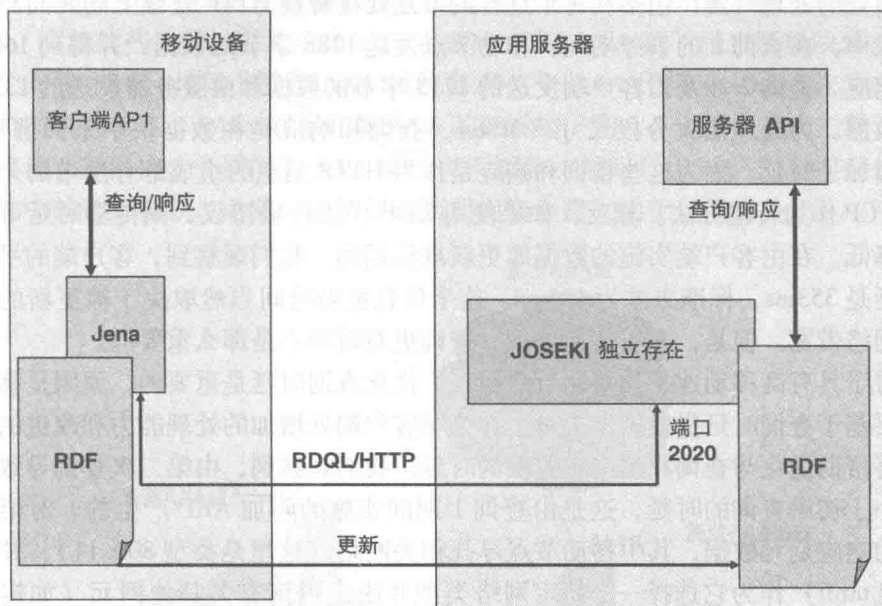


图 6.4 功能组件间的交互通信

表 6.1 查询过程

查询类型	响应	处理时延/ms	
当前 PoA：AP	邻居 0	总计	2292
查询：提供 802.11 类型邻接网络列表及其与相关联的税费（tariff）值	PoA： ID：00：20：A6：53：B2：5E 网络税费：20 邻居 1 PoA：ID：01：23：45：67：8：AB， 网络税费：50	API	1291
		网络	919
		服务器处理	18
		客户端处理	64
选中的邻居 0	目标网络信道： 10 SSID：ITSUMO	总计	1473
		API	991
查询：提供邻居 0 的网元列表	Newpoal 路由器地址：10.10.10.52 路由器 MAC： 00：00：39：e6：8b：ee 子网：255.255.255.0 DHCP 服务器：10.10.10.52	网络	451
		服务器处理	13
		客户端处理	18

在表 6.1 中，API（应用编程接口）时延代表移动节点和服务器中与查询应用交互期间发生的时延。API 时延包括与数据库的交互通信，并依赖于实现语言，如 Java 或 C。网络层时延包括由 TCP 层事务（transaction）导致的时延。在客户端和

服务器处的处理时延，包括在每个这样的节点处花费在 HTTP 处理上的时间。在这个试验中，在查询 1 的事务期间，移动节点发送 1288 字节的数据，并得到 1684 字节的响应。查询 2 涉及由客户端发送的 1713 字节的数据和由服务器发送的 1335 字节的数据。为处理最大分段尺寸（MSS），查询和响应是在数据块中来回携带的，由此增加了时延。因为这些查询和响应是作为 HTTP 消息的组成部分携带的，所以选用 TCP 作为传输方法。相反，如果使用 UDP 作为传输协议，则传输时延可得到极大降低。在由客户端实施的数据库更新规程期间，我们观察到，客户端的平均更新时延是 353ms，标准方差为 153ms。这个信息更新时间当然取决于被更新的数据量和网络带宽。但是，对于切换决策，查询更新时间不是那么重要的。

对于具有高移动速率的移动节点而言，优化查询时延是重要的，原因是移动节点需要基于查询时延提前做出决策。在终端客户端处增加的处理能力和改进的传输方法将帮助优化与查询和响应相关联的时延。我们观察到，由第二次查询导致的时延要小于初始查询的时延，这是由查询 1 期间实施的附加 ARP 产生的。对第一条查询的响应是元数据，其中移动节点寻找相关网络（这里是类型 802.11），并使用税费（tariff）作为它选择一个特定网络类型并决定得到有关其他网元（如接入路由器、PANA 服务器和 DHCP 服务器）的更多信息的策略。在第 11 章中给出每个 IS 原语的栈层次时延的比较详细的分解。

IEEE 802.21 工作组包括 XML（扩展标记语言）和 TLV（时间 - 长度 - 值，译者注：应该是类型 - 长度 - 值）格式作为媒体无关信息服务的组成部分。所建议的机制构成包括在内的 XML 格式。RDQL 为查询和响应使用一种 XML 格式。在 XML 和 TLV 格式之间进行了基本性能比较。通过 RDQL 得到的查询和响应的尺寸，要远远大于 TLV 的情形。但是，如果基本方案改变为一个比较扁平的结构，那么将减少查询和响应的尺寸。另外，基于 XML 的查询，就其查询一个特定网元的能力而言，提供更大的扩展性和灵活性。因为在空中传输的字节数，所以也使用查询响应的 XML 的一个压缩版本。通过在信息查询期间使用 XML 的这个压缩版本，减少了总的发现时间。降低查询时间的另一种方法，是使用 XML 和 TLV 的一个组合体，其中移动节点发出一次 XML 查询，但以 TLV 格式得到信息。

6.4 认证

在第 3 章，定义了移动期间所需的认证和授权过程。也说明了，在一次移动事件期间，认证和授权过程如何增加通信的中断和分组丢失。图 6.5 给出了一个基本因特网漫游场景，其中由不同无线服务提供商管理的两个不同管理域，为了对其客户提供漫游服务，在他们之间建立商务协议。特别地，这些商务关系使属于一个域（归属域）的用户能够访问另一个域（如图 6.5 中的域 A 或域 B）中的网络和服务。下面将一个域定义为一个管理域。在一个行政管理域内可能存在几个子网。在

每个域中采用部署的AAA基础设施，如AAAv（拜访的AAA）或AAAh（归属AAA），实施这些协议。总之（in a nutshell），归属AAA域（用户所属的域）装备有一个归属AAA，且每个漫游AAA域装备有一个AAA代理（AAAv），为验证漫游用户的机密信息，AAAv联系归属AAA基础设施。图6.5也重点突出三种不同类型的移动：子网内、子网间和AAA域间（下面称“域间”）。链路层切换是这个漫游架构中的常见场景。由此，链路层切换期间安全建立的优化值得关注。

图6.5 漫游环境图示

一般而言，在移动节点移动到新网络之后，在目标网络中发生认证和授权。例如，在基于IEEE 802.11的网络中，认证机制要求与目标网络中的认证器的一次IEEE 802.1X消息交换，例如一个接入点，可发起与认证服务器的一次EAP（可扩展的认证协议）（Aboba等，2004）交换。遵循成功的认证，与无线接入点的四次握手，派生加密数据的一个新的会话密钥集。由这种认证机制引入的切换延迟，被证明比涉及域间切换的一些切换场景可接受的延迟要大。各标准组织，如IEEE 802.11i和802.11r工作组、3GPP和WiMAX论坛，正在开发接入特定的技术，来减少认证时延。但是，设计这些机制，工作在链路层级，这对技术间和子网间切换具有一些隐含意义和限制，如不能进行预验证。

本节首先描述当针对其他网络（即带宽、处理能力和电池功率）而优化认证

时延时应该考虑的主要原则。之后描述一些相关工作，其中做出一些尝试，降低认证时延。之后，描述提出的认证机制，并重点强调相比于现有技术的主要差异。最后，描述试验测试床，并分析验证所提优化机制的测量数据。

6.4.1 主要原则

下面是为优化一次认证操作期间的时延和处理能力需要考虑的主要原则：

1）在重新认证规程期间每次切换之后，认证和授权移动节点所需时间的最小化。

2）降低移动节点和认证器之间为产生一个共享秘密密钥而需要交换的信令消息数。

3）使用一种合适的密钥产生算法，这可降低终端主机上的处理负载。

4）将认证器和认证服务器放置得比较靠近移动节点。

5）在提前认证的情形中，降低在认证器上预共享密钥（PSK）的安装时间。

6）在切换之前，在邻接接入点处安全语境的提前缓存采用提前认证或语境传递的方法。

6.4.2 相关工作

IEEE 802.11i 和 IEEE 802.11r（O' Hara，2004）提出链路层切换优化机制，这些机制尝试降低一个节点移动期间由链路层认证造成的时延。人们认为 IEEE 802.11i 为 IEEE 802.11 WLAN 提供比较强壮的安全。它依赖于 IEEE 802.1X 进行 IEEE 802.11 站（STA）㊀的认证和访问控制。作为 802.1X 的组成部分，一次成功的认证支持 STA（移动节点）和 AP 产生一个成对的主密钥（PMK）。典型情况下，AP 依赖于一台后端认证服务器（AS）（如一台 AAA 服务器）作为一种 EAP（可扩展认证协议）认证方法的一个终结点，为的是验证一个对端的认证机密信息，并在验证成功之后，将 PMK 交付给 AP。在预共享密钥模式中，STA 和 AP 预共享一个 256 比特的密钥，它被用作 PMK。因此，不需要 EAP 认证。此外，4 次握手协议使用 PMK 双向地认证 STA 和 AP，并建立新的成对临时密钥（PTK），保护链路层帧。但是，IEEE 802.1X 认证的持续时间从几百毫秒到数秒（Bargh 等，2004）。所以，每次一台 STA 从一个 AP 移动到另一个 STA 时，在切换期间，这个时延和相关联的分组丢失影响实时应用，如 VoIP。为了克服这个问题，IEEE 802.11i 引入一种预认证机制，其中通过 STA 当前关联的 AP，它启动与目标 AP（可能切换到的）的一次新 EAP 认证。在 EAP 认证成功地完成之后，所产生的 PMK 会合适地存储在目标 AP 处。当 STA 最终漫游到该目标 AP 时，双方使用一个特定的 PMK，进行 4 次握手。因此，在切换之后，没有进行 EAP 认证。通过将认证

㊀ 这里“STA”和“移动节点”是互换使用的。——原书注

和网络接入控制操作与切换解耦，IEEE 802.11i 预认证降低了切换时延。但是，802.11i 也有一些值得提到的缺陷和限制：

1）每次 IEEE 802.11i 预认证涉及一次完整的 EAP 认证。接下来，这意味着每次移动期间与认证服务器进行的大量信令。

2）当所涉及的 AP 属于不同的分配系统时，该机制是不工作的，其中一个分配系统被用来互联一组基本服务集和集成的局域网（LAN），产生一个扩展的服务集（ESS）。例如，子网间和域间预认证是不可能的。

3）在移动之后，仍然要求完成完整的关联和4 次握手。

IEEE 802.11r 克服了这些问题中的多数问题，做法是通过引入一个三层密钥层次结构［从一个主会话密钥（MSK）（在一次 EAP 认证期间产生的）或一个 PSK 开始的］和一个支持架构（使 STA 能够在相同移动域内各 AP 之间实施一次快速迁移，而不需要在每次移动期间都运行 EAP 认证）。另外，在 STA 移动之前，IEEE 802.11r 使人们可实施部分的4 次握手和在目标 AP 处实施一些资源预留。当 STA 最终切换时，为完成切换，它仅需要与目标 AP 进行重新关联即可。由此，相比 IEEE 802.11i，IEEE 802.11r 降低了切换时延。但是，当所涉及的各 AP 属于不同分配系统（这是子网间和域间切换的情形）时，IEEE 802.11i 和 IEEE 802.11r 机制是不工作的。基本上来说，原因是，802.11i 和 802.11r 切换优化机制是基于链路层帧的，这些帧不能在不同子网间工作。

IEEE 802.11f 是一个尝试性用途的建议实践标准，它定义了一种语境传递和缓存机制，在邻接 AP 之间传递一些 802.11i 密钥产生相关的信息。它使用接入点间协议（IAPP）在各接入点之间传递密钥。但是，由于接入点之间通信造成的安全担忧，自2006 年从管理角度废弃了 IEEE 802.11f。

在不同子网之间应用链路层切换优化机制的问题也由研究共同体解决了。但是，多数解决方案基于语境传递机制（Bargh 等，2004；Duong 等，2004；Georgides，2004）。通过将 STA 和以前 AP 创建的安全语境（密钥和相关的参数）传递到子网之间的新 AP，完成了优化。结果是，为创建一个新 PMK，STA 不需要运行一次完整的 EAP 认证，在切换之后仅要求4 次握手。例如，Bargh 等（2004）解释了通过使用语境传递协议（CxTP）（Loughney 等，2005）和 CARD（Liebsch 等，2005）的一个组合体，如何在不同网络的两个 AP 之间传递一个 IEEE 802.11i 语境。Georgides（2004）扩展蜂窝 IP，在属于两个不同网关（GW）的两个基站（BS）之间通知一次语境传递。其中，新 GW 联系以前的 GW，从以前 BS 恢复安全语境。Duong 等（2004）也基于 CxTP 和 CARD 提出一种优化的解决方案，其中当移动节点（MN）的一次移动即将发生时，提前传递一个语境。从安全角度看，在不同网络实体之间传递密码学密钥，并不总是一种好想法。例如，Housely 和 Aboba（2007）就安全语境传递已经提出了警告。另外，为做到一次安全的语境传递，人们需要在策略实施点（如 AP）之间拥有某些安全关联和强信任关系，而这

并不总是可能的。最后，这样的一种传递仅支持相同类型的技术之间的切换，如 802.11（同构切换）。

Mishra 等（2004）以及 Pack 和 Choi（2002）完全地避免了语境传递的使用，做法是在 STA 移动到目的网络之前，预安装密钥到各 AP。一般而言，那些作者描述的方法依据的是基于移动节点的运动引导密钥安装过程的算法。这些解决方案假定，一台 AAA 服务器或被信任的第三方负责将密钥预分发到 MN 可能与之关联的不同 AP。这意味着，AAA 分区拥有有关各 AP 位置的知识。当考虑单个无线服务提供商时，这种做法是可行的。但是，在漫游场景中，归属 AAA 服务器需要知道拜访域中各 AP 的位置。不幸的是，这并不总是可能的，通常是因为出于隐私原因，拜访域不希望披露有关其内部网络部署的细节，即使当定义了漫游协议时情况也是这样的。另外，在 EAP 认证之后，一台 AAA 服务器能够存储密钥的假定，并不总是成立的（如在 RADIUS 的情形中）。Ruckforth 和 Linder（2004）提出一种不同的方法，其中使用快速移动 IPv6（Koodli，2005）和 IEEE 802.11I 帧的一个组合体，将有关 STA 可能移动到的下一 IPv6 路由器和下一 AP 信息通知到用户的归属域 AAA 服务器。采用这个准确信息，AAA 服务器创建一个新的 PMK，并将之发送到 AP 和 AR。但是，因为采用接入路由器之间的 MIPv6 相关消息，所以这种解决方案受限于 IPv6 网络。Forte 和 Schulzrinne（2007）提出认证移动节点的一种协作式漫游方法，但其用途受限于仅为一个域。

为获取或修改指派给移动设备的资源，切换过程经常要求认证和授权。在多数情形中，这些认证和授权要求与某个领域（realm）中一个中心式权威的交互通信。在一些情形中，中心式权威可能远离于移动设备。由这样一个认证和授权规程引入的时延增加了切换延迟，接下来影响正在进行的应用会话。IETF 中的 HOKEY（切换密钥产生法）工作组定义了两种类型的认证模型，即基于 EAP 的早期认证（Ohba等，2010）和高效的重新认证（Clancy 等，2008），来降低由认证造成的时延。在 EAP 早期认证中，为一个候选接入点（CAP）实施基于 AAA 的认证和授权，此时进行中的数据通信通过服务接入网络也在进行，从而在移动设备移动之前，移动设备可完成 EAP 的 AAA 信令。EAP 早期认证的适用性受限于这样的场景，其中可发现后续认证器，且可容易地做出移动的准确预测。另外，EAP 早期认证的有效性，对一些特定的技术间切换场景可能是不太重要的，其中多种技术的同时使用不是一个主要担忧。存在两种类型的早期认证模型，即直接模型和间接模型。在直接模型中，服务接入点（SAP）不牵涉到 EAP 交换，像对待任何其他数据流量一样，它仅转发 EAP 预认证流量。直接预认证模型基于这样的假定，即移动设备可发现候选认证器，并与它们建立直接 IP 通信。

在间接预认证模型中，假定在服务网络（或服务 AAA 领域）和候选网络（或候选 AAA 领域）之间存在一个信任关系。SAP 介入到 EAP 预认证信令。如果一个对端不能发现候选认证器的身份或如果由于安全或网络拓扑问题，移动设备和

CAP 之间的直接 IP 通信是不可能的，则需要预认证模型。图 6.6 形象地给出了两种类型的认证模式：直接模式和间接模式。

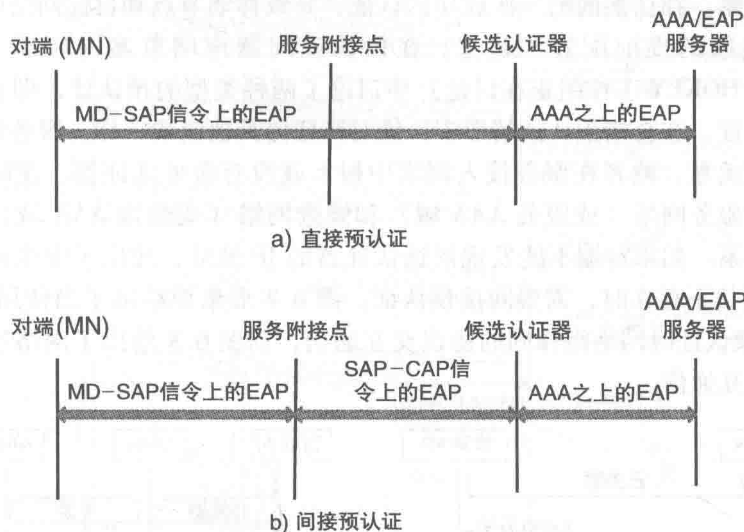


图 6.6　直接和间接预认证

Ohba 和 Yegin（2010）描述携带网络接入认证的协议（PANA）如何可被用来支持预认证。那个 RFC 定义了PANA 协议（Forsberg 等，2008）的一个扩展，用于提前执行 EAP 认证，并在一个 PANA 客户端（PaC）（驻留于一个接入网络中的移动节点上）和一个 PANA 认证代理（PAA）（位于 PaC 可能移动到的另一个接入网络中）之间建立一个 PANA 安全关联。设计 PANA 协议的扩展，是为了实现由 Ohba 等（2010）定义的直接预认证。

6.4.3　网络层辅助的预认证

为处理现有机制的限制，提出网络层辅助的链路层预认证机制（Dutta 等，2010；Lopez 等，2007），这种机制可处理现有方法的许多缺陷。我们提出的机制，目标在于，在涉及域间和接入技术间的情形中，现有链路层切换优化机制不适用时，降低链路层切换延迟。这种机制使用网络层中的预认证，辅助链路层切换优化技术，做法是即使当切换中所涉及的各 AP 没有共享相同的链路层时，也支持快速迁移。虽然这种机制可独立于链路层接入技术工作，但研究和试验将焦点放在基于 802.11 的接入网络上。通过不支持 AP 之间的语境传递，所建议的机制也保留了 IETF 要求的安全准则。在本节中，描述这种机制的架构，给出由测试床实现得到的试验结果，并将这些结果与 IEEE 802.11i 预认证进行比较。

在一个域间移动场景中，认证过程后跟一个授权过程。除了降低由层 3 相关的

认证和授权所造成的时延外，提出的机制可降低链路层中的认证时延，此时现有预认证机制（如基于 802.11i 的预认证）不适用于处理涉及域间、子网间和接入技术间的切换场景。在切换前的一次成功的认证，导致移动节点和目标网络中网元之间一个安全关联的提前配置和建立。在预认证问题声明草案（Ohba 等，2009）（IETF 中的 HOKEY 工作组正在讨论）中讨论了两种类型的预认证，即直接预认证和间接预认证。在直接预认证情形中，像对待任何其他流量一样，服务认证器转发 EAP 预认证流量，或者在服务接入网络中根本就没有服务认证器。在间接预认证中，假定在服务网络（或服务 AAA 域）和候选网络（或候选 AAA 域）之间存在一个信任关系。如果对端不能发现候选认证器的 IP 地址，或出于安全或网络拓扑原因，IP 通信不存在时，需要间接预认证。图 6.7 形象地给出了当使用基于 IEEE 802.11i 的预认证时网络组件间的协议交互通信，而图 6.8 给出了网络层辅助预认证的协议交互通信。

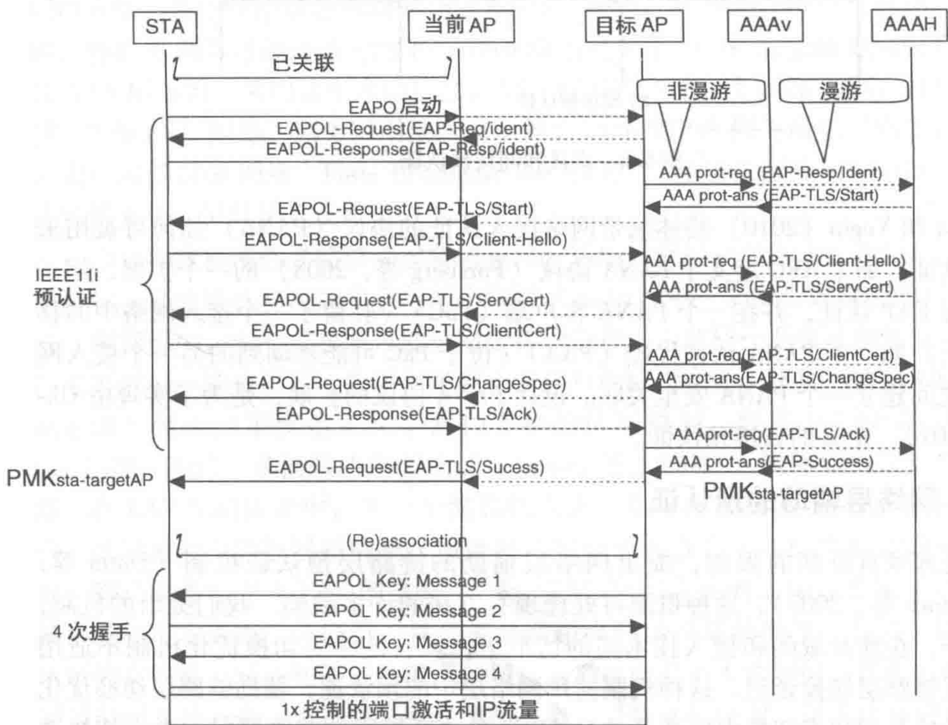


图 6.7　基于 IEEE 802.11i 预认证的协议流程

在图 6.5 中形象地给出了漫游和非漫游的情形。最初情况下，在发现阶段，MN 采用一些方法（如 802.21 信息服务）发现目标 AP 和 PAA（管理目标 AP）的 IP 地址。之后 MN 通过它的服务网络，实施 MN 和 PAA 之间的一次 EAP 交换，MN 与候选目标网络（CTN）建立一个 PANA 安全关联（SA）（预认证阶段）。在所示

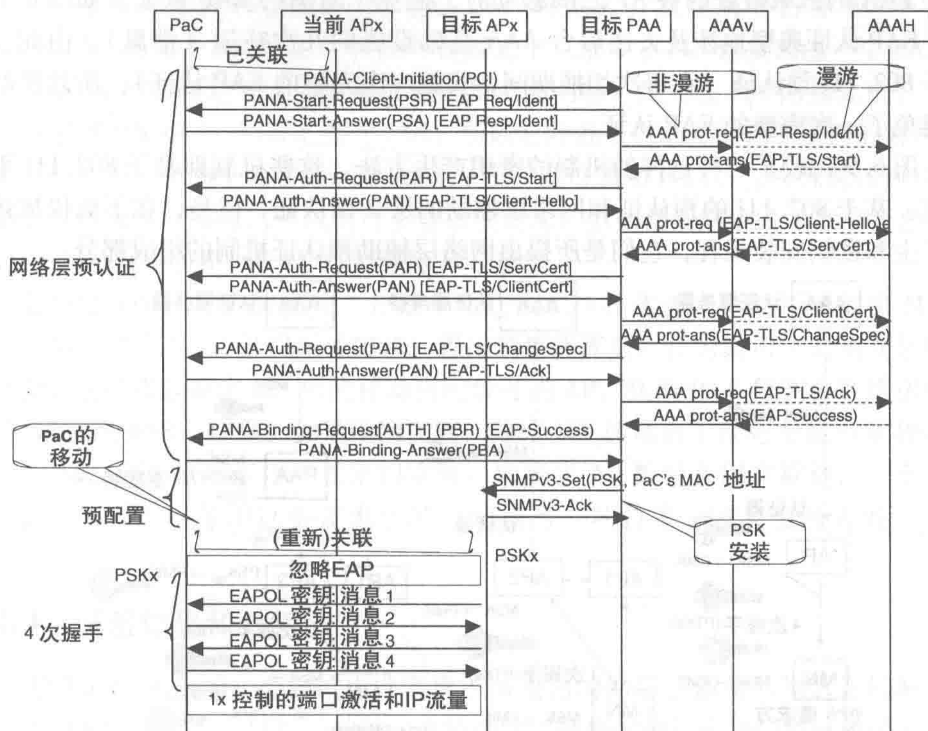


图 6.8 网络层辅助的层 2 预认证的协议流程

的例子中，EAP-TLS（Aboba 和 Simon，1999）被用作认证的 EAP 方法。PAA 可依赖于一台后端 AAA 服务器实施一次 EAP 认证。由 EAP 认证期间产生的 MSK，PAA 可为每个 AP 推导产生一个不同的 PSK。PAA 将这些密钥安装到这些 AP（预配置阶段）中，并为 MN 提供要求的信息（如 AP 的 MAC 地址），以便产生相同的 PSK。之后，MN 移动到新 AP，并在关联之后，通过使用 PANA 预认证期间产生的特定 PSK ——PSK_{ap}运行 4 次握手。此时，完成切换。由此，通过预认证和预配置链路，在切换期间一个安全关联的建立简化为仅有一次 4 次握手。

在将图 6.7 中给出的 IEEE 802.11i 预认证与图 6.8 所示的基于 PANA 网络层预认证的比较中，可注意到，这两种方案降低了接入点之间切换期间由认证过程诱发的时延。特别地，在两种情形中，该时延降低到在 PaC 和目标 AP 之间建立一次安全关联所需 4 次握手的时间。因此，就切换时延而言，两种方案得到相当的数值。但是，即使当各 AP 属于不同子网（可能是不同行政管理域的组成部分）时，所建议的机制也得到同样的时延降低量。由此，它处理由常规 IEEE 802.11i 预认证机制导致的限制。当前建议的另一项有益的优势是，一个 PAA 可通过单次 EAP 认证，可控制并分发 PSK 到几个 AP，其中认证是指图 6.8 所示预认证期间所实施的认证。这意味着，虽然密钥安装要求两条消息，但当运行 PaC 的移动节点在由同

一个 PAA 的区域覆盖的各 AP 之间移动时，避免了附加的 EAP 认证。如图 6.7 所示，EAP 认证典型地涉及去往后台 AAA 基础设施的几次往返（消息）。由此，相比于 802.11i 预认证（在每次切换期间，实施一次完整的 EAP 认证），所建议的方案避免了一次完整的 EAP 认证。

图 6.9 比较了三种这样的机制的密钥产生方法，这些机制即基于 802.11i 重新认证、基于 802.11i 的预认证和网络层辅助的层 2 预认证。但是，在下面仅描述密钥产生和密钥安装规程，它们是所提出网络层辅助预认证机制的组成部分。

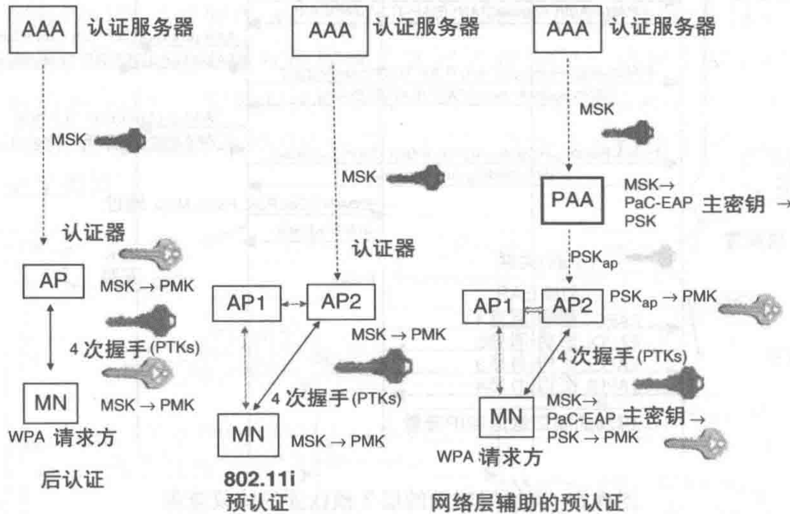


图 6.9　各种认证方案中的密钥产生机制

1. 预共享密钥的产生

在基于 PANA 的预认证中，在 EAP 认证之后产生一个主会话密钥。MSK 被用来为 PaC 和实施点产生一个主密钥（PaC - EP 主密钥），这是特定于 AP 和移动节点。接下来，PaC - EP 主密钥被用来产生 PSK。因为 PSK 是动态地由 PaC - EP 主密钥产生的，所以它有一个关联的寿命。在 PANA 中，PaC - EP 主密钥的寿命（以及 PSK 寿命）是受到 PANA 安全关联寿命的限制的，后者接下来受到 MSK 寿命的限制。因为每个 EAP 重新认证产生一个新的 MSK，并产生一个新的 PaC - EP 主密钥和 PSK。出于安全原因，当在 AP 中安装一个新的 PSK 时，必须后续地运行一次 4 次握手。这支持由新的 PSK 产生新的 PTK。值得指出的是，一般而言，PaC - EP主密钥可被用来在策略实施点（PEP）处针对任何类型的链路层（如 802.11 或 CDMA）启动（bootstrap）层2 安全，这支持 MN 在没有附加 EAP 执行的条件下，在具有不同链路层类型的多个 PEP 间漫游，如果这些 PEP 是由同一个 PAA 控制的话。

2. 密钥安装过程

PAA 在目标接入点中安装 PSK。考虑两种密钥安装方法，即抢占型和应需型。

作为抢占型安装过程的组成部分，PAA以一种抢占方式在所有目标AP中安装PSK。但是，当多个AP处在一个PAA控制之下，或多个MN连接到由一个PAA服务的多个AP时，这就引入了扩展性和资源消耗问题。因为在MN附接之前，它为一个特定的MN和AP提供所需的PSK，所以它降低了启动4次握手所需的时间。

另外，当一个MN关联到一个AP时，该AP可通知PAA。这种机制被称作AP的应需密钥安装。虽然这种机制可节省系统资源，但在得到网络接入之前，它引入了时延，这是因为MN和AP需要等待PSK就绪。

为利用这两种方法的优势，并最小化它们的一些劣势，可使用诸如由Mishra等（2004）以及Pack和Choi（2002）提出的那些算法。作为抢占式密钥安装的组成部分，这些算法确定MN可能移动到的最可能AP，从而PAA仅在由算法选中的那些AP安装PSK。但是，如果预测失败，最终MN移动到了没有安装一个PSK的另一个AP，则还是要使用应需密钥安装。取决于AP数量和用户数量，一个无线服务提供商可决定使用这些技术中的一项或另一项技术，或甚至两者的一个组合体。

6.4.4 试验结果和分析

在图6.10所示的一个测试床中实现了所提出的网络层辅助的预认证机制。下面形象地说明几个不同场景，并展示说明网络层辅助的预认证如何能够提供链路层切换优化。特别地，描述在IEEE 802.11网络上应用预认证机制，并将结果与IEEE 802.11i的现有预认证机制进行比较。图6.11给出了几个功能组件间的交互通信以及在每对这样的组件之间使用的协议。

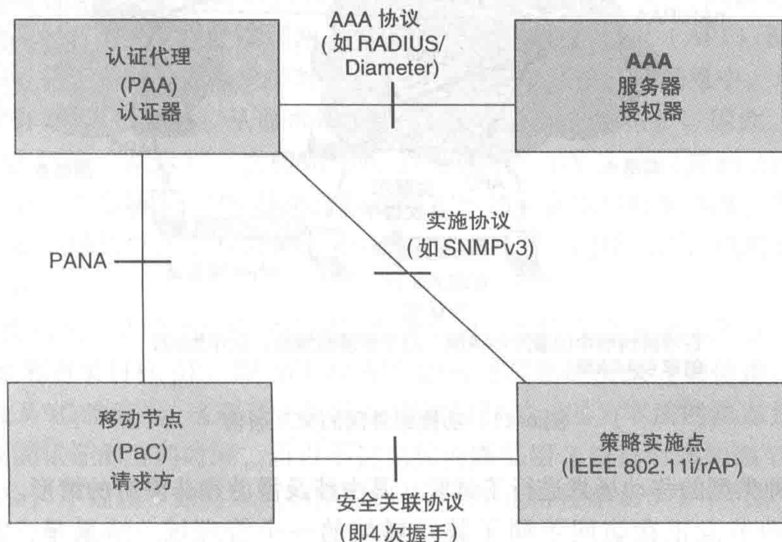


图6.10 预认证的试验测试床

在这个试验测试床中，使用 HostAP 守护进程（Malinen，2005a）和 MADWiFi 驱动（MADWiFi Driver，2013），并配置三个 Linux 系统作为接入点。这些接入点中的两个接入点（AP1 和 AP2）作为 IEEE 802.11i AP。这两个 AP 可工作在 PSK（当使用网络层预认证时）或 1X EAP 模式。在 AP 内也内建 RADIUS 客户端功能（用于不支持网络层预认证的情形）。每个 AP 实现一个 SNMPv3（简单网络管理协议）代理，这使之能够设置 PSK 和关联的参数（如密钥寿命）。最后，最后一个接入点（AP0）被配置为开放认证。MN 是装备有 WPA 请求（supplicant）软件（MADWiFi Driver，2013）的一台笔记本电脑，提供 802.11i 功能、一个 MADWiFi 驱动和开放 Diameter 的 PANA 客户端实现（http：//sourceforge. net/projects/diameter/）。PANA 代理基于一个开放 Diameter 实现，它也提供一个内建的 Diameter 客户端。使用开放 Diameter 和 FreeRADIUS（http：//www. freeradius. org/）作为 AAA 协议实现。

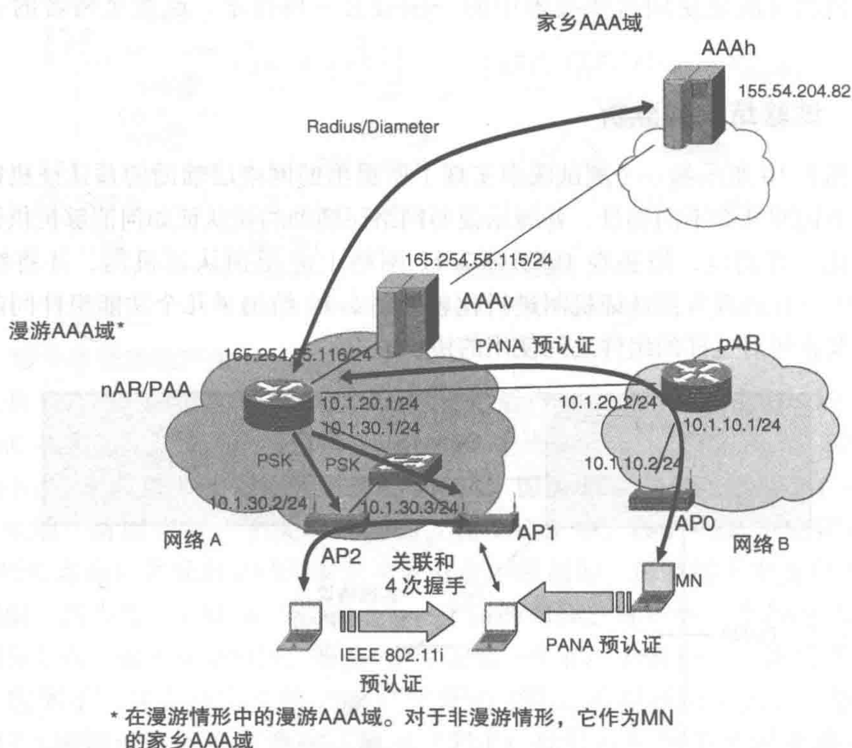


图 6.11 功能组件间的交互通信

对三种类型的移动场景进行了试验，其中涉及漫游和非漫游的情形。在漫游情形中，移动节点正在访问不同于其归属域的一个管理域。结果是，需要联系 AAAh，在试验中它被放置在一个不同的洲（如在西班牙的 Murcia 大学）。在非漫

游情形中，假定MN正在其归属域内移动，仅联系本地AAA服务器（AAAv）。

第一个场景没有涉及任何预认证。最初MN连接到AP0，之后移动到AP1。因为既不支持网络层认证，也不使用IEEE 802.11i预认证，所以为在移动之后得到网络的访问，MN需要进入与AP1的一次完整EAP认证（后认证）。这个试验说明，当没有预认证时的时延影响。

第二个场景涉及802.11i预认证，并涉及AP1和AP2之间的移动。最初MN连接到AP2，之后启动与目标接入点AP1的IEEE 802.11i预认证。这是比较从802.11i预认证得到的值与从建议的网络层辅助预认证得到的那些值的一个理想场景。第一个场景和第二个场景都使用RADIUS作为AAA协议，其中AP实现一个RADIUS客户端。

第三个场景利用提出的网络层辅助链路层预认证。它涉及属于两个不同子网的两个AP（如AP0和AP1）之间的移动，其中802.11i预认证是不可能的。下面Diameter被用作AAA协议，其中PAA实现一个Diameter客户端。

在第三个移动场景中，最初MN连接到AP0，如图6.11所示。移动节点从当前关联的网络（网络B）启动与PAA的PANA预认证，它与新的候选目标网络中的AR（网络A中的nAR）共处一地。在认证之后，通过使用一种抢占式密钥安装方法，PAA分别将两个预共享密钥PSK_{AP1}和PSK_{AP2}安装到AP1和AP2中。最后，因为PSK_{AP1}已经安装，所以在移动节点到达网络A时，AP1立刻启动一次4次握手。

如所说明的，使用相同的目标接入点AP1在所有三个场景中实施切换。因此，在这个接入点（即AP1）总是实施4次握手的测量。在第一个场景中，移动节点最初连接到AP0，原因是尝试说明这样的情形，其中802.11i预认证是不能执行的，这是因为两个接入点连接到两个不同的子网。当目标AP（AP1）没有与当前AP（AP0）位于相同分配系统中时，发生这种情况。在第二个场景中，AP1和AP2被配置带有802.11i支持，从而可模拟基于802.11i的网络保护。因此，为发起到AP1的一次切换，在运行一次初始EAP认证之后，MN启动附接到AP2的测试。最后，在第三个场景中，MN最初是附接到AP0的，实施切换到AP1。在这种情形中，模拟如下场景，其中不能实施基于层2的802.11i的预认证，但相反可使用网络层预认证。

MN使用在6.2节中讨论的应用层发现机制，在切换之前的某个点，发现PAA的IP地址和有关目标AP，即AP1和AP2的所有需要的信息（如信道、安全相关的参数和MAC地址）。这避免了链路层切换的扫描。因为下面的焦点是降低花费在切换期间认证部分的时间，所以不讨论如何降低层2扫描时间的细节。在Dutta等（2005e）中描述了如何优化扫描的细节。MN也可使用6.3节中讨论的降低层2扫描的任何现有技术。

表 6.2 预认证的试验结果（ms）

	认证类型					
	后认证		802.11i 预认证		网络层辅助的预认证	
移动类型	非漫游	漫游	非漫游	漫游	非漫游	漫游
T_{auth}	61	599	98	638	177	831
T_{conf}2AP	—	—	—	—	16	17
$T_{assoc+4-way}$	18	17	16	17	15	17
总计	79	616	114	655	208	865
影响切换的时间	79	616	16	17	15	17

表 6.2 给出了与一些切换操作（在测试床中测量的）相关联的平均时间（四舍五入到最高有效数字）。下面简短地解释每个这样的时间：

1）T_{auth}指 EAP - TLS 认证规程的执行（时间）。这个时间没有在这次认证是在预认证期间还是在一个典型的后认证期间实施的做出区分。

2）T_{conf}指在 EAP 认证完成之后 PSK 产生和安装期间花费的时间。当没有使用网络层预认证时，不考虑这个时间。

3）$T_{assoc+4-way}$指在切换之后专用于与目标 AP 关联和 4 次握手的时间。

通过增加这些分量，给出过程所花费的总时间。最后，也突出了在每种情形中影响切换的时间。

可安全地认为，每个这样的时间，对每个试验是独立的。由此，认证阶段、配置阶段以及关联或 4 次握手可被看作独立事件。事实上，不管移动场景为何，时间$T_{assoc+4-way}$在数值上似乎是类似的。同样，与 PANA 是运行在漫游情形还是非漫游情形无关，T_{conf}的值保持相同。

表 6.2 中的第 2 列和第 3 列分别给出不使用预认证时非漫游情形和漫游情形的结果。第 4 列和第 5 列给出当使用 IEEE 802.11i 预认证时的类似情形。最后，后两列给出使用网络层预认证时的结果。当使用预认证时，仅有$T_{assoc+4-way}$影响切换时间。当不使用预认证时，影响切换的时间包括T_{auth}（完整的 EAP - TLS 认证）加上$T_{assoc+4-way}$。这些结果说明，网络层辅助的层 2 预认证如何能够提供相当于基于 802.11i 预认证的结果，同时可支持子网间和域间移动性，而 IEEE 802.11i 不支持这种移动性。

在第 11 章，说明所提预认证机制如何能够与其他切换相关的操作相互作用（interwork），以及应用层和网络层移动协议如何能够被用来构建一个完整的切换系统。

6.5 层 3 配置

在第 3 章中，定义了一次移动事件中一个移动节点的配置过程，也说明了移动

节点的层3配置过程如何影响切换时延并导致分组丢失。在层3配置期间，移动节点获取一个IP地址，并指派到它的接口，从而移动节点能够使用新得到的IP地址进行通信。在指派IP地址之前，通常情况下，客户端分别采用一个IPv4网络或一个IPv6网络中的ARP或邻居发现，实施重复地址检测（DAD）。对于一个基于IPv4的网络，这个检测规程可能用掉4~15s（Vatn和Maguire，1998）。一个IPv6地址标识符的无状态地址配置方面DAD相关的时延可高达1500ms，且取决于一个随机值，该值确定邻居请求间隔（Narten等，1998）。

在本节，首先分析IPv4网络和IPv6网络中层3配置对切换时延的影响。之后，描述为优化由配置造成的时延而需要考虑的主要原则。介绍了一些相关研究工作，其中对配置相关的时延进行了优化。接着，描述提出加快层3配置过程部分的技术，代价是附加的信令消息。最后，重点讨论由测试床得到的试验结果。

作为对使用DHCPv4和MIP慎入研究层3配置优化技术的组成部分，验证了在激活ARP下，IP地址获取花费平均15s，但当抑制ARP时，获取IP地址的平均时间是436ms。实施几个试验，分析两个因素对IP地址获取的影响［即重复地址检测（Thomson和Narten，1998）和路由器选择］以及对一个IPv6网络上实时话音流量中断的影响。对USAGI的移动IP（Tuominen和Petander，2001）和基于SIP的终端移动性（Wedlund和Schulzrinne，1999）进行了试验。

DAD确认IPv6地址在链路上的唯一性。在DAD过程期间，新地址被称作一个临时地址。依据RFC 2462（Thomson和Narten，1998），不允许一个节点使用一个临时地址。这意味着，MN不能采用一个临时地址作为一个源IPv6地址发送分组，不得不在DAD期间丢弃所有去往一个临时地址的进入分组。这在任何移动绑定更新上实施附加的时延，如SIP情形中的一次重新邀请（re-INVITE）。采用Thomson和Narten（1998）中描述的默认值，由DAD导致的平均时延是1500ms。

路由器在切换期间也扮演一个重要的角色。依据RFC 2461（Narten等，1998），在切换到另一台接入路由器之前，一台主机需要实施某些步骤。这些附加步骤，如路由表更新和邻居不可达检测（NUD），对由路由器选择过程导致的时延有所贡献。下面描述这两个过程。

1. 路由表更新

为实施快速切换，一个IPv6环境中的主机应该附接到新的接入路由器，其RA（路由器通告）是最新的。但是，常用的Linux主机并不总是快速地选择新的接入路由器。如果路由表有其他路由，一台路由器可选择一台不同的路由器。在这种情形中，一台IPv6主机针对老路由器实施NUD，以确认是否不可达，并在确认不可达之后，该主机被允许切换到另一台路由器，进行连接。

2. 邻居不可达检测

邻居不可达检测验证与一个邻接节点存在双向通信。主机将一条邻居请求发送到一个节点，并等待一条请求邻居通告。如果接收到一条请求邻居通告，则认为该

节点是可达的。在一次切换操作期间，在没有一种大胆的路由器选择机制的情况下，通过使用一种 NUD 机制，一个 IPv6 主机必须确认到一个老接入路由器的不可达性。研究表明，在没有诸如积极路由器选择的一种机制的条件下，采用默认值的 NUD 可对配置过程施加 8s 以上的时延。

现在简短地解释 NUD 如何造成配置时延。在 NUD，每个邻居有一个可达性状态。当一台主机确认一个邻居是可达时，那个邻居的可达性状态被称作 REACHABLE（可达的）。在接收到一条 RA 时，它也能够到达 STALE（陈旧）状态。在 STALE 状态，直到主机发送新的分组时，什么也不会发生。在主机发送一条分组后，在 DELAY（延迟）状态启动主动可达性确认。在这个状态，主机等待另一个 DELAY FIRST PROBE TIME（延迟第一条探测时间）（以秒为单位），并进入 PROBE（探测）状态。在这个状态，主机使用邻居请求以一个预定义的重传次数（MAX UNICAST SOLICIT，最大单播请求）确认可达性。主机没有从目标邻居收到任何邻居通告，邻居的可达性状态进入 NULL（空）。由 NUD 进程引入的时延量取决于主机得到一条新 RA 的时间以及在那个时刻老的接入路由器的 NUD 状态。如果在得到一条新 RA 之前，一台主机检测到一台老的接入路由器的不可达性，则 NUD 操作不会在配置过程中引入任何附加时延。

为研究 DAD 和 NUD 对配置时延的影响，修改 Linux 内核，避免 DAD 过程，并在内核模块中激活一个积极的路由器选择规程，这有助于移动节点在不实施 NUD 的条件下（Narten 等，1998）快速地与新路由器通信。

图 6.12 给出了 IPv6 测试床，其中对基于 SIP 的移动性进行了试验，研究对由 DAD 和 NUD 造成切换时延的影响。这个 IPv6 测试床有一个家乡网络（N1）和两个拜访网络（N2 和 N3）。这些试验涉及三个移动场景：在家乡网络和一个拜访网络之间的移动（由 N1 到 N2），在拜访网络 N2 和 N3 之间的移动，以及在拜访网络

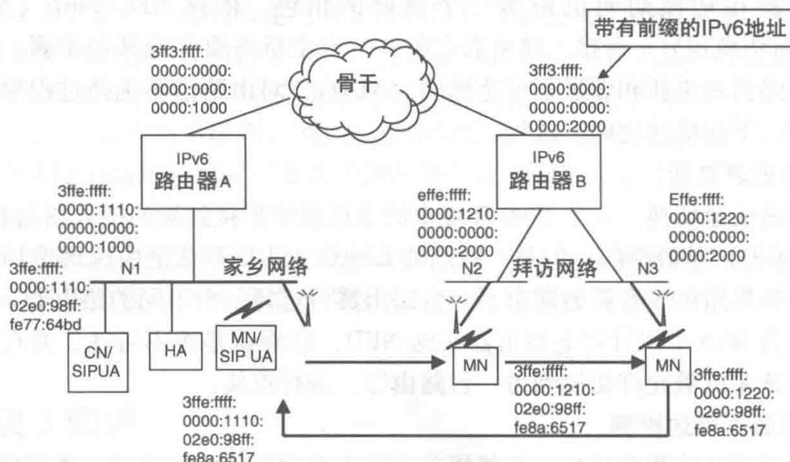


图 6.12　切换用的试验 IPv6 测试床

N3 和家乡网络 N1 之间的移动。表 6.3 中给出的试验结果展示说明 DAD 相关的和 NUD 相关的时延，在基于 SIP 的终端移动情形中如何影响信令和媒体重定向时延。

表 6.3 中给出的时延不包括诸如 802.11 扫描时延等的层 2 访问时延。考虑两种不同场景：没有积极路由器选择的 SIP 移动性和带有积极路由器选择的 SIP 移动性。给出了当移动节点在家乡网络和两个拜访网络（即拜访网络 1 和拜访网络 2）之间移动时的切换相关的信令时延和媒体时延。H12 指当移动节点从家乡网络移动到拜访网络 1 的情况，H23 指当移动节点从拜访网络 1 移动到拜访网络 2 的情况，H31 指移动节点从拜访网络 2 回到家乡网络的情况。各值说明，通过避免 DAD 和采用一种积极的路由器选择技术，如何避免 NUD 的影响，对于基于 SIP 的移动性，可降低信令时延到 200ms，将媒体中断降低到小于 500ms（Wedlund 和 Schulzrinne，1999）。我们发表了这个试验的细节（Nakajima 等，2003）。

表 6.3 重复地址检测（IPv6）对切换的影响

切换情形	信令时延/ms		媒体时延/ms	
	带有 DAD 和 NUD 的 SIP	SIP w/o DAD 和 NUD	带有 DAD 和 NUD 的 SIP	SIP w/o DAD 和 NUD
H12（家乡—拜访 1）	3829	171	3854	421
H23（拜访 1—拜访 2）	3932	161	4188	419
H31（拜访 2—家乡）	1935	161	1949	408

6.5.1 主要原则

下面是一些主要原则，可有助于优化层 3 配置过程期间 IP 地址获取所花费的时间：

1）降低有状态 IP 地址获取期间移动节点和 DHCP 服务器之间交换的信令消息数。

2）最小化验证移动节点 IP 地址唯一性所花费的时间。

3）在层 3 切换之前实施地址唯一性检查。

4）新 IP 地址的预获取和缓存，可降低切换之后 IP 地址获取所花费的时间。

5）在移动节点移动到新网络之前，通过将目标路由器的 IP 地址和 MAC 地址之间的映射实施地址解析。

6.5.2 相关工作

对于 IPv6 网络，Moore（2006）和 Han 等（2003）提出针对 IPv6 客户端实施 DAD 优化的一些优化技术。乐观的 DAD（Moore，2006）确保地址冲突的概率不会增加，由此改善了地址冲突的解析机制。IETF 有一些建议，诸如被动 DAD（Forte

等，2006a）和 DHCP 快速提交选项（Park 等，2005），这些建议尝试加速针对 IPv4 网络的 IP 地址获取。提出并实现了两种优化技术，可有助于加速 IP 地址配置过程，即路由器辅助的重复地址检测和提前 IP 地址配置。相比于现有技术，第一种方法不需要网络中的任何附加代理，而路由器辅助降低 IP 地址获取所花费的时间。第二种方法以附加资源（如目标路由器和移动节点之间的隧道）和附加网络带宽的代价降低时延。下面详细地描述这两种方法。

6.5.3　路由器辅助的重复地址检测

设计和实现了一种路由器辅助的重复 IP 地址检测机制，通过加速重复 IP 地址检测，降低了层 3 配置时间。它采用实施重复地址检测的一般网络原则，而不是节点本身的原则。在这种机制中，一台上游路由器保持 IP 地址列表在其邻居缓存中，这些地址配置在一个特定子网中。在每个子网中的一台路由器就像一个报告代理一样工作，并通过一个基于范围的组播地址发送当前在用的一个 IP 地址列表。一个基于范围的组播地址可以是带有某个 TTL（存活时间）值的一个组播地址，可工作在子网的一个区间范围。一台上游路由器使用一个带范围的组播地址，周期性地发送在邻接子网中使用的 IP 地址列表。可使用一个 TTL 范围限制的组播地址，限制该路由器可覆盖的子网数。例如，在一个子网中的一台路由器可使用值为 1 的 TTL，而一台上游路由器可使用大于 1 的一个 TTL，可覆盖多个子网。图 6.13 给出了移动节点如何从路由器得到所用 IP 地址的列表，这些地址可用在其自己的子网或邻接子网中，由此在路由器指派该地址之前，不需要实施一次 ARP。

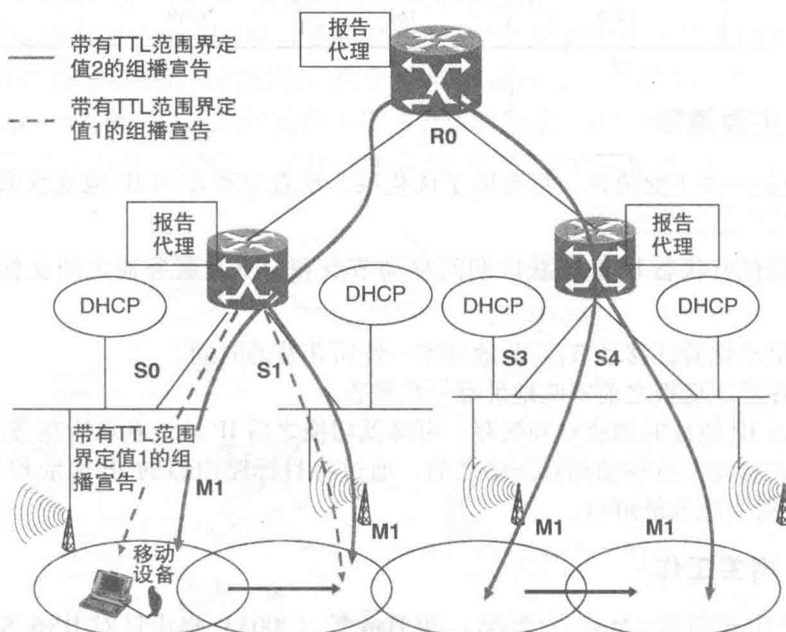


图 6.13　路由器辅助的重复地址检测

由此，在不实施一次ARP并不得不等待ARP应答的条件下，一个移动节点从路由器处得到当前在其自己的子网或邻接子网内在用的地址列表。与其他方法不同的是，所提方法不需要在网络中的任何新单元，也不需要DHCP服务器中的做出改变。但是，在路由器通告的频率和网络上的负载之间存在折中。这项技术也需要对路由器做出一些修改，在一次电源故障的情况下，路由器中的邻居缓存表项需要重建。Dutta等（2006b）给出了所提重复地址检测机制的细节。

6.5.4 提前IP地址配置

设计了一种提前配置技术，它可独立地工作，或与前面描述的预认证机制一起工作。它采用提前缓存的通用原则。提前配置机制由几个步骤组成，即提前IP地址获取、提前重复地址检测和提前地址解析。下面详细地描述这些步骤。

1. 提前IP地址获取

虽然FMIPv6（Johnson等，2004）可通过从下一接入路由器得到路由器前缀，提前获取一个IP地址，但它期望邻接路由器协作并相互发现。由此，对于域间移动，基于FMIPv6的快速切换机制是不工作的。所提技术是客户端辅助的，可应用于域内和域间移动场景。在所提技术中，移动节点仍然处在当前服务网络中时，客户端得到目标网络的IP地址。客户端将这个提前得到的地址指派给一个虚拟接口，并实施一次后续的提前绑定更新到家乡代理或通信节点。另一种方式是，移动节点可将地址存储在一个本地缓存，并在后来再指派地址。这避免了由切换之后地址获取过程期间所需信令消息导致的时延。

2. 提前重复地址检测

当DHCP服务器分配一个IP地址时，它更新其租赁表，从而使同一个地址在一个特定时段不被指派给另一个客户端。同时，客户端也本地保持一个租赁表，从而使之在需要时可进行更新。在一些情形中，当一个网络由支持DHCP的客户端和非支持DHCP的客户端组成时，存在如下可能，即LAN中的另一个客户端可能采用DHCP地址池中的一个地址配置过了。在这样一个场景中，在指派IP地址之前，服务器分别基于IPv4网络的ARP或IPv6网络的IPv6邻居发现检测到一个重复地址。这个检测过程可能花费4~15s（Vatn和Maguire，1998），由此将导致较大的切换时延。

在所提方法中，当移动节点仍然在以前的网络中时，它提前实施重复地址检测，由此降低了IP地址获取时间。这是由一个DHCP中继实施的，它与下一个目标路由器共处一地。在无状态地址配置的情形中，在候选目标网络上的提前重复地址检测是在切换隧道的提前建立时，由以前的接入路由器（PAR）代表移动节点实施的，原因是在一个隧道上并不总是实施重复地址检测。

3. 提前地址解析

在第3章中定义了地址解析过程。通过地址解析过程，可得到MAC地址和IP

地址之间的一个映射。提前知道 IP 地址到 MAC 地址映射的情况下，在移动节点移动到新网络之后，邻接第一跳路由器和移动节点不需要在层 2 进行相互发现。例如，如果移动节点提前知道 MAC 到 IP 地址的映射，则在不需等待一条 ARP 广播或邻居请求过程的条件下，移动节点在附接到目标网络之后，可与目标网络中的各节点进行通信。在切换之后，移动节点与接入路由器、认证代理、配置代理和通信节点进行通信。

下面描述为得到 MAC - IP 地址映射，提前实施地址解析的几种可能方式：

1）可使用一种信息服务机制（如 IEEE 802.21）解析节点的 MAC 地址。这要求每个节点的网络信息（如 IP 地址、信道地址和认证方案）都存在于信息服务器数据库中。可使用 Dutta 等（2006c）讨论的方法，输入这种信息。

2）在预认证或预配置过程期间，帮助预认证移动节点的认证协议或用于预配置的配置协议可捎带网络实体的 MAC 地址。由此，在移动节点切换到目标网络之后，它可在其缓存中存储这个 MAC 地址，并避免地址解析过程。例如，如果 PANA 被用作预认证的认证协议，则 PANA 消息可携带用于携带 MAC 地址的 AVP（属性 - 值对）。在这种情形中，在切换之前，目标网络中的 PANA 认证代理可代表移动节点，实施地址解析，并将相关网络参数传给移动节点。

当移动节点附接到目标网络时，在不必为目标网络中各节点实施地址解析查询的条件下，它安装提前得到的地址解析映射。另外，一旦移动节点附接到目标网络，驻留在目标网络中并正与移动节点通信的各节点也需要为移动节点更新其地址解析。在移动节点附接到目标网络之前，这些提前地址解析方法也可用于提前解析移动节点的 MAC 地址的那些节点。

为加速地址解析过程，一旦一个移动节点检测到一个新网络，则它可触发地址解析过程。这是基于移动节点无偿地（gratuitously）实施地址解析（Johnson 等，2004；Perkins，2002b）的，其中在移动节点附接到新网络之后，在 IPv4 情形中，移动节点立刻发送一条 ARP 请求或一条 ARP 应答，或在 IPv6 情形中立刻发送一条邻居通告，从而使目标网络中的各节点可为移动节点快速地更新地址解析映射。

6.5.5 试验结果和分析

使用 PANA 展示说明了 IPv4 和 IPv6 网络的提前地址获取。独立于预认证机制，也使用独立的（stand - alone）协议，如 GIST（通用因特网信令传输）（Schulzrinne 和 Hancock，2008）和 IKEv2（S. Eronen，2006），提前配置移动节点。简短地描述这些试验。在 Dutta 等（2005e）中描述了这些技术的细节。

这些试验验证了 IP 地址获取期间客户端和网络节点（如路由器或服务器）之间交换的消息数、在终端系统处的处理时间和网络负载，是造成层 3 配置时延的一些关键因素。在客户端和路由器处 IP 地址的提前缓存以及服务器辅助的提前重复地址检测技术，以移动节点处附加资源使用的代价降低了层 3 地址获取时延。

6.6 层3安全关联

在第3章定义了安全关联，并说明了一次安全关联的重新建立如何影响一次移动事件期间的切换时延和分组丢失。两个通信节点之间的安全关联可存在于多个层中。IPSec（Kent和Atkinson，1998a）在层3提供了安全关联。一个层3安全关联唯一地由一个SPI（安全参数索引）、目的IP地址和ESP（封装安全净荷）识别。由此，当任何一台通信主机的IP地址改变时，在节点对之间需要重新建立一个新的安全关联。在一个移动节点的重复切换期间，当端点标识符（如IP地址）改变时，移动节点和通信主机之间在安全信道之上的安全关联需要重新建立。重新建立安全关联的过程要求一次消息交换（产生一个新密钥）和终端主机处的处理能力，由此导致切换期间的一个附加时延。

本节描述当优化由一个安全关联的重新建立所导致的时延时，需要考虑的主要原则。之后描述相关工作，其中做出尝试，由于切换期间由安全关联导致的时延。描述所提出的技术，它优化由安全关联导致的时延，代价是诸如网络中一个附加家乡代理等附加资源和附加隧道操作。最后说明在测试床中得到的试验结果。

6.6.1 主要原则

下面是当任务目标是最小化由安全关联导致的时延时应该考虑的主要原则：

1）维护两个通信端点之间的安全绑定。

2）为产生加密密钥，避免对端之间的信令交换。

3）采用反应式或提前语境传递的方式维护安全语境。

4）维护恒定的端点连接标识符。

5）通过使用一个附加家乡代理，隐藏端点IP地址的改变。

设计了一种优化技术，基于一些这样的原则，并在一个测试床中对之进行了试验。在Dutta等（2005d，2007d）中发表了这项优化技术的细节和结果。

6.6.2 相关工作

Miu和Bahl（2001）描述了一种架构，当一个移动节点在公开因特网和一个私有企业网之间移动，这种架构有助于维护安全关联。但是，这种解决方案受限于同构网络之间的移动（如802.11b）。Rodriguez等（2004）介绍了移动路由器的概念，其中采用多种接入技术的终端客户端连接到移动路由器的下行链路接口。在这种情形中，终端客户端不改变它们的IP地址；相反，当移动路由器到处移动并连接到不同接入网络（如GPRS、CDMA和802.11b网络）时，它不断地改变外部IP地址。这台路由器使用NAT（网络地址转换器）功能屏蔽客户端重启会话。

6.6.3 锚点辅助的安全关联

本节描述提出的一种机制，它以网络中另外一台家乡代理的代价优化由安全关联导致的切换时延。虽然降低了切换时延，但因为网络中另外的家乡代理，所以这种机制引入了隧道开销。这种优化技术基于6.6.1节中列出的主要原则1、2和4。在第11章，作为对系统评估讨论的组成部分，展示了IMS（IP多媒体子系统）中的一项切换优化技术，该技术使用原则3和其他优化技术。

所提机制使用一个锚点代理作为一个家乡代理，并维护切换期间的安全关联，由此降低了切换时延和分组丢失（Dutta等，2005d）。在这项技术中引入的关键原则是，即使当端点标识符改变时，也维护与终端客户端的安全关联。这避免了由移动节点切换期间安全关联的重新建立导致的时延。使用网络层移动协议和应用层移动协议对这项技术进行了试验。在试验中，带有两个接口的一个移动节点在装备有802.11的一个企业网、带有CDMA 1x RTT接入的一个蜂窝网络和装备有802.11的一个热点之间来回移动。通过将诸如一个辅助家乡代理的一个锚点引入网络，在不需要在每次子网移动期间重建IPSec（Kent和Atkinson，1998a）隧道的条件下，可取得安全的无缝通信。

图6.14给出了一个场景，其中通过引入另外一个家乡代理x－HA避免了安全重新关联。通过使用外部家乡代理x－HA，当移动节点在子网或域之间移动时，它不需要建立一个新的IPSec关联。网络内部的一个内部家乡代理（表示为i－HA）在该网络内支持移动性。放置在DMZ（非军事化区）[⊖]外部家乡代理，处理企业外的移动节点的移动，并确保当移动节点改变它的IP地址时，与移动节点的安

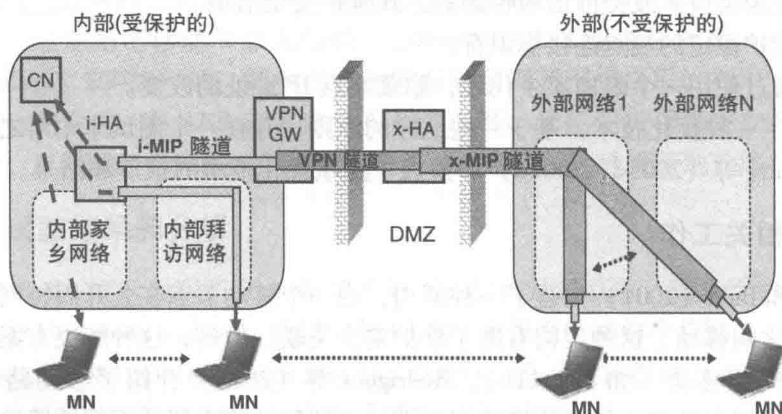


图6.14 锚点代理辅助的安全关联

⊖ 在缩略语列表中定义了“DMZ”。——原书注

全关联不会中断。

图6.15形象地说明在一个移动节点从一个企业网络移动到一个外部网络期间，移动IP隧道和VPN（IPSec）隧道是如何建立的。如果移动节点使用移动IP的反向隧道，则来自移动节点的数据将在图6.15所示路径的反方向上流向通信主机。当通过避免安全关联的重新建立降低切换时延时，这些隧道是附加的扩展系统资源。

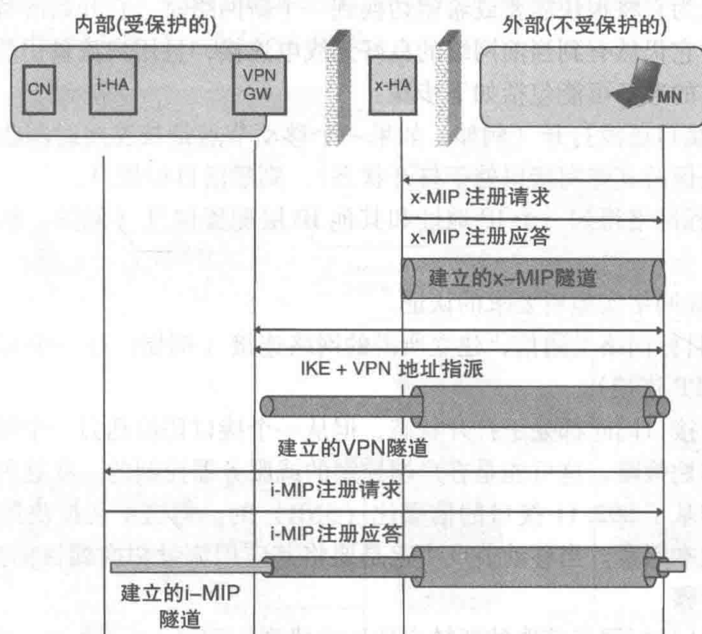


图6.15 移动IP和VPN隧道

在Dutta等（2004d）中描述了架构、实现和试验验证的细节。下面简短地描述这些技术和相关联的结果。

i－HA和x－HA一起确保当移动节点在一个外部网络上时，由i－HA接收到的分组可被转发到移动节点。一个移动节点有两个MIP家乡地址：在移动节点的内部家乡代理中的一个内部家乡地址i－HoA和在外部家乡代理中的一个外部家乡地址x－HoA。向其i－HA注册的移动节点的转交地址被称作它的内部转交地址，这里表示为i－CoA。向其x－HA注册的移动节点的转交地址被称作它的外部转交地址，表示为x－CoA。在移动节点及其i－HA之间运行的MIP实例被称作内部MIP或i－MIP。在移动节点及其x－HA之间运行的MIP实例被称作外部MIP或x－MIP。在成功建立一个VPN（例如，在一次成功的IPSec安全关联）之后，移动节点从VPN网关（VPN－GW）得到一个地址，表示为TIA（隧道内部地址）。

当一个移动节点移动进入一个蜂窝网络时，与蜂窝网络建立一条连接，会用去

较长时间。例如，在试验中，在建立到一个商用CDMA2000 1xRTT网络的PPP（点到点协议）时，常规性地经历10~15s时延。另外，建立到移动节点的企业网络的一条IPSec连接也可能导致过度的时延。为支持无缝切换，需要大量降低切换时延。

因此，应用切换预处理和中断前实施技术降低切换时延。特别地，在这样的技术中，基于（例如）网络中的信噪比，移动节点预期需要移出当前使用的网络。当移动节点认为它将很快需要或希望切换到一个新网络时，它开始准备到目标网络的连接，同时它仍然有到当前网络的良好无线电连接，且用户流量仍然在当前网络上传输。这样的准备可能包括如下步骤：

1）如果接口还没打开（例如，如果一个移动节点是按连接时间收费的，则它可能并不总是保持其蜂窝接口处于打开状态），则激活目标接口。

2）从目标网络得到一个IP地址和其他IP层配置信息（例如，默认路由器地址）。

3）与目标网络实施所要求的认证。

4）为在目标网络上通信，建立所需的网络连接（例如，在一个CDMA2000网络上的一条PPP连接）。

虽然两个接口同时都处于打开状态，但从一个接口切换到另一个接口的决策将依赖于一条本地策略，这可能是客户端控制的或服务器控制的。在这种情形中，切换预期是纯粹基于802.11接口的信噪比（SNR）的。但这个切换决策可基于任何其他特定的成本因素。当移动节点决定是要将其应用流量切换到目标接口的时候，它采取如下步骤：

1）它将从目标网络获取的新转交地址注册到x-HA。

2）它在企业网络的DMZ内部，x-HoA和VPN网关之间，建立一条VPN隧道（IPSec关联）。

3）它将VPN隧道网关端地址作为它的转交地址注册到i-HA。这导致i-HA以隧道方式将分组（发送到移动节点的家乡地址）传输到VPN网关，该网关之后通过VPN隧道和x-MIP隧道（由外部家乡代理形成的一条移动IP隧道）以隧道方式传输分组。

4）当移动节点移动回到企业网络时，拆除VPN和MIP隧道。由于端点之间的协商，拆除VPN隧道要花费数秒时间。由此，一些在途分组可能丢失或后来才到，导致乱序的分组交付。如今的多数应用能够重新排序乱序的分组（如乱序的RTP分组）。

5）当移动节点从一个外部网络移动到另一个外部网络并获取一个新的本地转交地址（x-CoA）时，移动节点的x-HoA保持不变。因此，移动节点的现有安全关联没有中断。移动节点仅需要将新的本地转交地址注册到x-HA，从而x-HA将以隧道方式传输VPN分组到移动节点的新位置。

6.6.4　试验结果和分析

针对CBR（恒定比特率）流量（音频）和VBR（可变比特率）流量（视频），采用所提的技术进行了试验，并分析了切换期间的分组丢失、时延和抖动。图6.16给出了试验测试床，在其中实施了这个试验。它给出一个企业网络、两个家乡代理（外部家乡代理和内部家乡代理）、一个VPN网关、一个蜂窝网络和另一个外部Wi-Fi网络。移动节点在企业网络、蜂窝网络和Wi-Fi热点之间来回移动。移动节点与VPN网关建立一条IPSec连接。

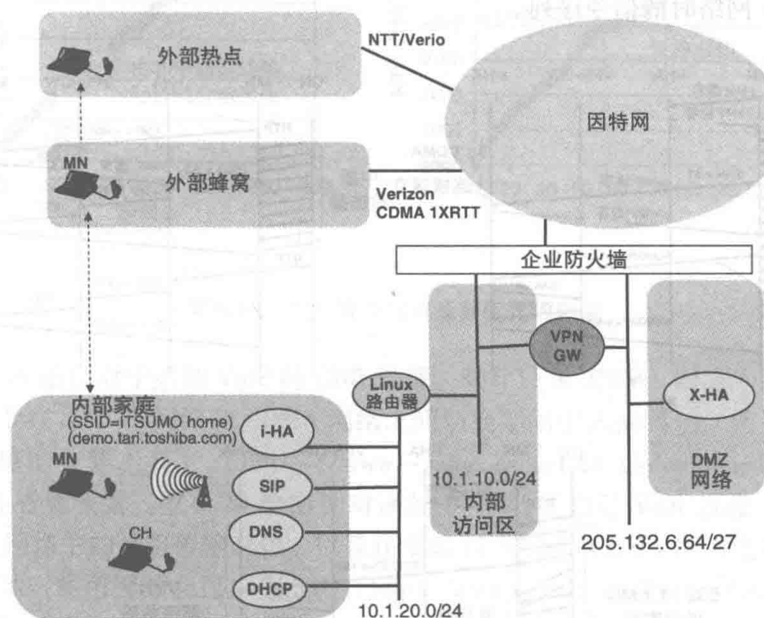


图6.16　安全关联的试验测试床

在没有采用所提优化技术的情况下，移动节点经历分组丢失，这是由于每次移动节点改变它的附接点时，与IPSec隧道建立和拆除相关联的时延导致的。在没有任何优化的条件下，在一个CDMA网络中层2配置用去大约10s时间，而在一个802.11网络中层3地址获取用掉大约3s时间。为完成两次绑定更新即外部和内部MIP注册，用掉大约300ms和400ms。基于IPSec的安全关联用掉大约6s。当移动节点移动回到家乡网络时，对于移动IP注销操作，用掉200ms左右。由于相关联的时延和分组丢失，这些信令交换导致实时服务的降级。但是，使用基于锚点的安全关联技术（有助于维护安全绑定）和中断前实施技术的一种组合技术，在从802.11网络切换到蜂窝网络期间，可得到零分组丢失，在相反方向，情况一样。虽然在优化的情形中没有分组丢失，但在移动节点从蜂窝网络移动回到802.11网络期间，它接收到一些乱序分组，这是因为在慢速蜂窝链路上的在途（transit，中

转）分组比通过 802.11 接口到达的初始分组到达得要晚。

图 6.17 给出，在移动节点从 802.11 移动到 CDMA 网络以及相反方向期间，当部署优化技术时不同网络组件［如通信节点（CN）、MN、i－HA、x－HA 和 VPN－GW］之间的交互通信。图 6.17a 给出，在处于 802.11 网络中时，移动节点如何接收数据流量，以及在某个阈值信号值 S1 时它如何准备切换到 CDMA 网络，其中采取的方式是建立 PPP 连接与建立 xMIP 和 IPSec 隧道。图 6.17b 给出，在 SNR 值为 S2 时，移动节点如何以隧道内部地址更新内部家乡代理。此时，数据使用三重封装隧道，直接流向 CDMA 接口。图 6.17c 给出当移动节点从 CDMA 网络回到 802.11 网络时的信令序列。

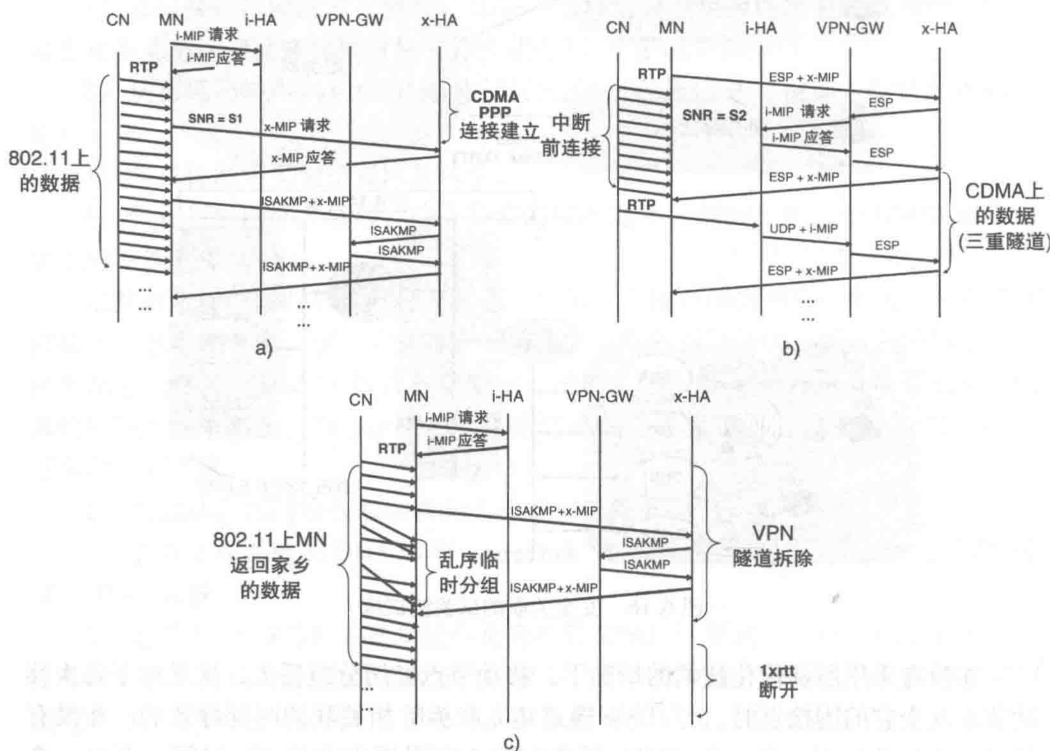


图 6.17 切换期间网络组件之间的交互通信

图 6.18 给出在带有安全关联的优化时和没有优化时的分组丢失结果。图 6.18a 给出由安全关联重新建立导致的分组丢失。图 6.18b 给出引入一个附加的家乡代理作为锚点，如何避免分组丢失。虽然没有观察到分组丢失，但当移动节点从蜂窝移动到 Wi－Fi 网络时，它接收到乱序分组。当移动节点在蜂窝网络中时，RTP 流量的斜率（slope）不太陡，指各分组在 CDMA 基站中遇到缓存时延，而输

出速率小于输入速率。如果在切换之后，一条分组被延迟超过某个阈值（例如，切换之前最后一条分组和切换之后第一条分组之间的分组间时延大于300ms），那么对于某些应用，如VoIP，就认为该分组丢失了。

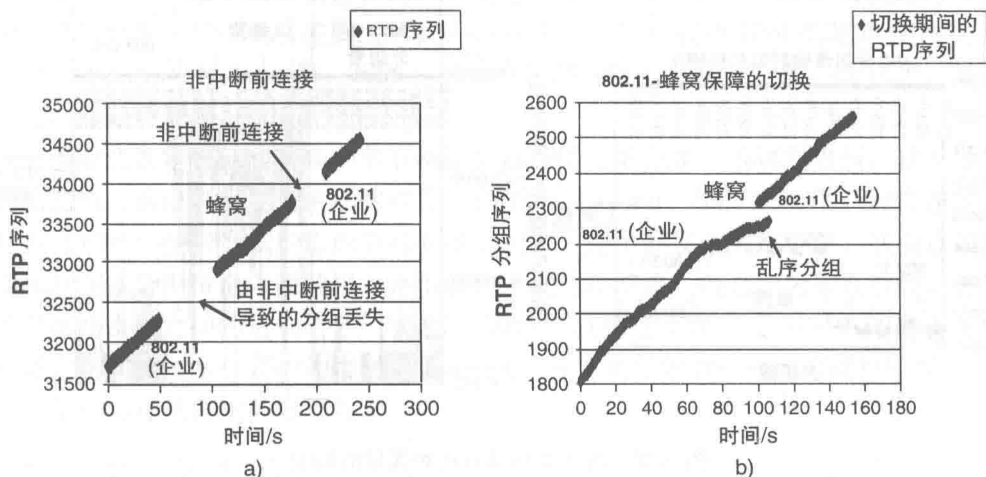


图6.18 安全重新绑定及其优化的影响

图6.19给出对于诸如VoIP的CBR流量、802.11和CDMA网络中的分组传输时延，以及在802.11网络和CDMA网络之间切换期间引入的抖动。使用音频应用RAT（鲁棒的音频工具）（http：//www - mice. cs. ucl. ac. uk/multimedia/software/rat/）产生音频流量。图6.20给出针对诸如IP上的视频等VBR流量、在802.11和CDMA网络中的分组传输时延，以及在802.11网络和CDMA网络之间切换期间引入的抖动。使用视频会议应用VIC（http：//www - nrg. ee. lbl. gov/vic/）产生视频流量。RAT和VIC是开源软件。

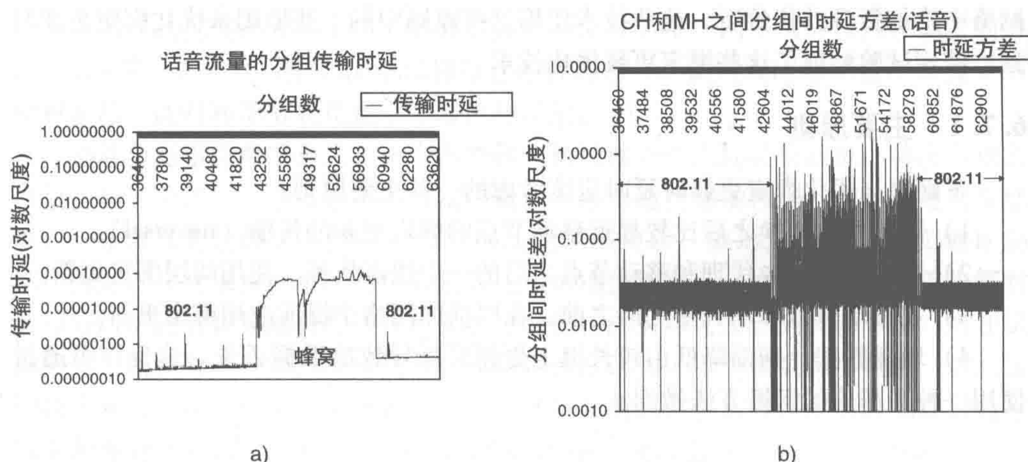


图6.19 时延和抖动对VoIP流量的影响

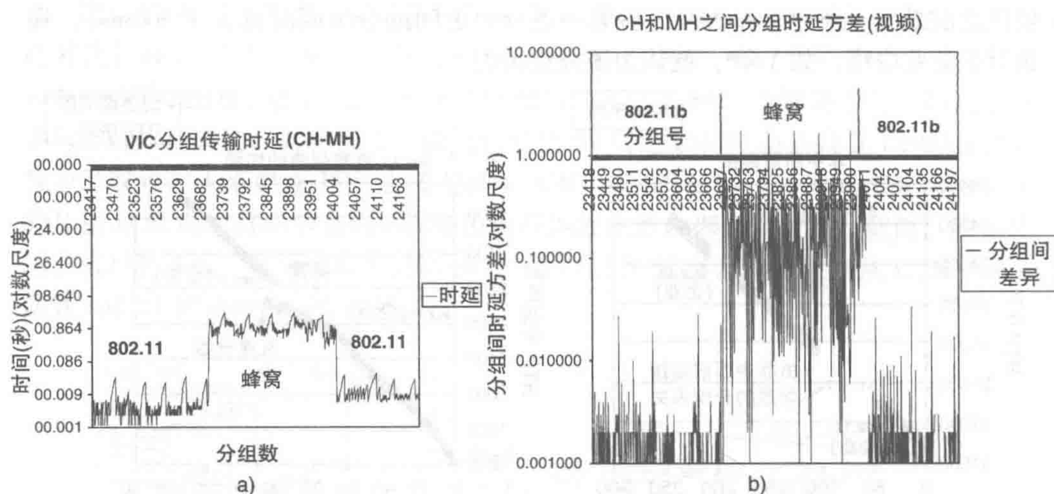


图 6.20 时延和抖动对视频流量的影响

6.7 绑定更新

在第 3 章中描述了绑定更新规程及其对切换时延的影响。移动节点和通信节点或家乡代理（HA）之间的距离导致绑定更新时延，产生整体的切换时延和数据丢失。本节提出几种优化技术，优化绑定更新时延，并降低这种时延的影响。这些绑定更新技术可被分类为层次式绑定更新和提前式绑定更新。

首先描述当人们希望优化绑定更新时延或降低绑定更新影响时，应该考虑的主要原则。讨论尝试降低绑定更新时延的一些相关工作。之后，介绍提出的技术，在网络中附加资源的代价下，这些技术使用这些原则中的一些原则来优化绑定更新时延。使用试验验证了这些绑定更新优化技术。

6.7.1 主要原则

下面是当优化绑定更新时延时应该考虑的一些主要原则：

1）限制每次切换之后比较靠近移动节点的绑定更新的传输（traversal）。

2）通过使用家乡代理和移动节点之后的一个锚点代理，使用两层绑定更新。

3）在移动节点移动到新网络之前，在以前的网络中提前应用绑定更新。

4）联播数据，帮助降低由较长绑定更新时延导致的数据丢失。这也许可通过使用一种局部化的组播方法做到。

6.7.2 相关工作

存在对基于层3的移动协议的增强措施，是为了当CN和MN距离较远时降低绑定更新时延。MIP区域注册（Fogelstroem等，2007）提供IPv4的层次化移动IP注册。HMIPv6（Soliman等，2006）引入称作移动锚点（MAP）的一个代理，局部化域内移动管理。

提前式绑定更新支持移动节点移动到新网络之前发送一条绑定更新。这有助于消除切换之前由绑定更新造成的时延。FMIPv6（Koodli，2005）采用一种快速绑定更新（FBU）技术，其中移动节点向以前的接入路由器发送绑定更新，从而在切换期间的在途分组可由以前的接入路由器转发到移动节点。但是，为转发数据，这要求邻接路由器之间的附加信令。Malki（2007）也描述了在一个MIPv4环境中提供低延迟切换的技术，其中将临时（transient）分组从以前的外地代理进行转发。

下面描述所提出的各项技术。

6.7.3 层次化绑定更新

针对网络层和应用层移动协议，开发并展示说明层次化绑定更新技术。所提出的技术将一个锚点引入到网络之中，该锚点有助于当移动节点的移动受限于一个域时的绑定更新，其中将一个域定义为由一个移动代理控制的一个子网络集合。以诸如移动代理等附加网元的代价，这项技术帮助优化绑定更新时延，并降低网络负载。将这些技术应用到应用层移动协议和网络层移动协议。

分别在Das等（2002）和Dutta等（2004c）中给出上述两种情形中实现和试验分析的细节。这些技术是在其他相关层次化移动管理技术的同时开发成功的。下面描述这两项技术和试验结果。

1. 网络层移动代理辅助的技术

采用移动代理作为一个锚点的类似方法，设计了基于网络层的域内移动管理协议（Das等，2002）。图6.21给出称作移动代理的一个锚点代理如何被用来提供绑定更新的，此时移动节点是在一个域内移动的。

移动节点指派两个地址：一个本地转交地址和一个全局转交地址。移动节点首次移动到一个域时，它发送两条绑定更新，一条发送到移动代理，带有本地转交地址；一条发送到它的家乡代理，带有移动代理的地址，该地址与全局转交地址相同。由此，来自家乡代理的任何分组首先由本地代理截获。本地移动代理首先解封装原分组，之后以本地转交地址再次封装分组，之后将之发送到移动节点。对在域内的每次后续移动，本地绑定更新仅发送到锚点代理，不传播到家乡代理。虽然这项技术降低了由绑定更新造成的时延，但流量会遇到由移动代理处封装和解封装导致的附加处理时延。图6.22给出当MN首次移动进入由一个移动代理管理的一个新域时的呼叫流程。图6.23给出后续域内移动期间的呼叫流程。

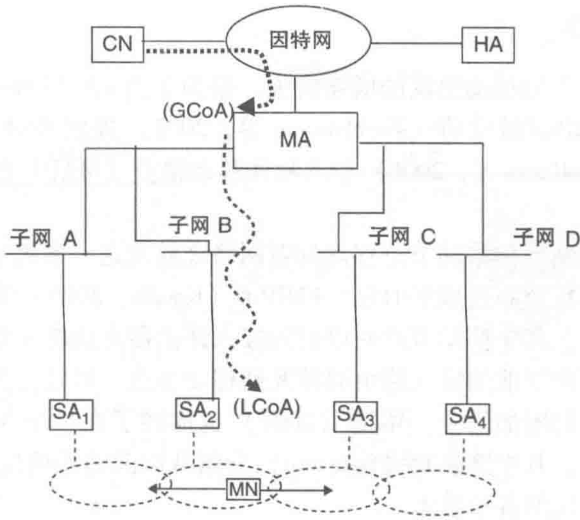


图 6.21　层次化移动代理的功能架构

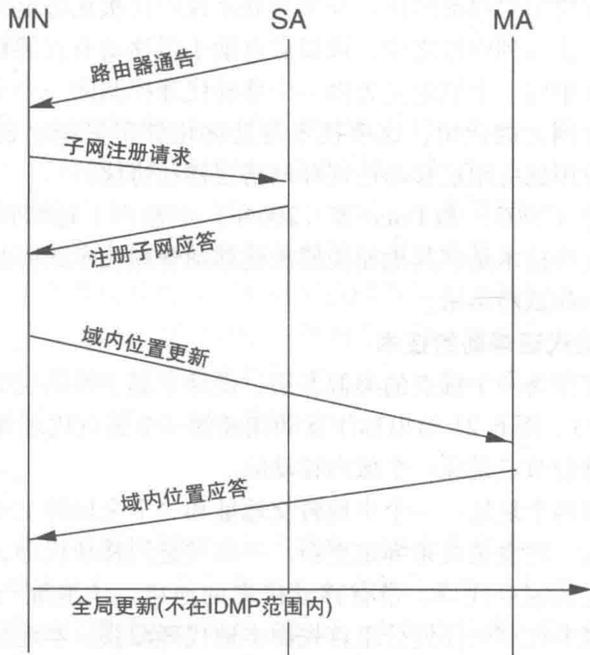


图 6.22　初始域内位置更新

依据图 6.22 所示的流程，当 MN 首次移动进入一个域时，它通过实施一次子网特定的注册，得到一个本地转交地址（LCoA）（这个 LCoA 是 SA_2 的地址）。在这个子网特定的注册过程期间，IDMP 使服务子网代理（在这个情形中是 SA_2）动

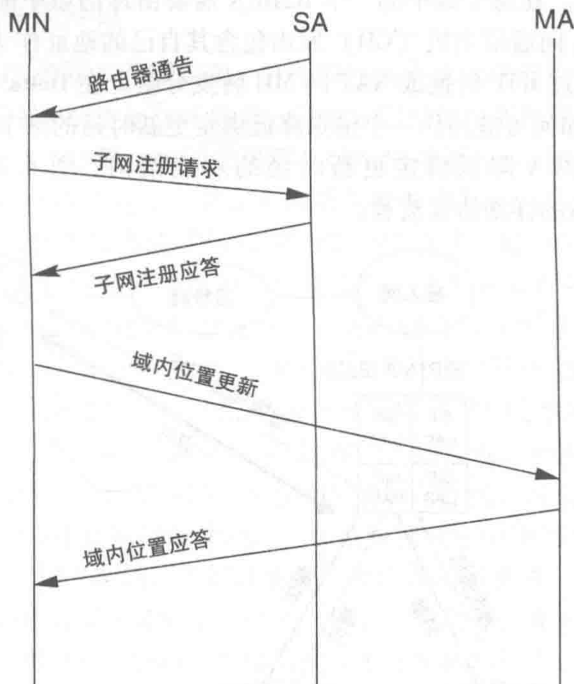


图 6.23　后续域内切换期间的呼叫流程

态地向 MN 指派一个移动代理。之后，通过将其当前的 LCoA 传递给指定的 MA，MN 实施一次域内位置更新。MA 在域内位置更新应答中包括其地址或一个独立的全局转交地址（GCoA）。接下来，移动节点负责向必要的远程节点［例如，如果对全局移动管理使用移动 IP，则是 HA，或如果使用 SIP，则是注册器（位置寄存器）］产生一条全局位置更新（注册），但这是独立于 IDMP 规范的。

在初始域内注册过程之后，IDMP 现在使 MN 能够保留它的全局转交地址，只要它停留在相同域内就可以做到。无论何时 MN 在这个域内改变子网时，它就与新的子网代理实施一次新的子网特定的注册。因为 MN 指明它有一个现有的有效注册，所以在这种情形中子网代理不会为它分配一个新的 MA 地址。之后，MN 实施一次新的域内位置更新，并将新的本地转交地址通知它的 MA。在这种情形中不产生全局消息，原因是全局转交地址保持未变。和其他层次化移动管理方案比较而言，域内移动的局部化显著地降低了在同一域内子网间的切换延迟，同时也减少了全局信令流量的频率。

2. 应用层锚点代理辅助的技术

在一种应用层移动协议的情形中，使用一个背到背的 SIP 用户代理（B2BUA）作为锚点，该锚点可能比较接近移动节点。一个 B2BUA 由两个 SIP 用户代理组成，其中一个用户代理接收一条 SIP 请求，可能对之做出变换，之后由 B2BUA 的另一

部分重新发出请求。在每个域中的一个 B2BUA 需要由拜访域中的移动主机（MH）进行寻址。B2BUA 向通信主机（CH）发出包含其自己的地址作为媒体目的地的一条新请求，之后通过 RTP 转换或 NAT 向 MH 转发分组。在 Dutta 等（2004c）中描述了一个 B2BUA 如何可被用作一个锚点降低绑定更新时延的细节。图 6.24 形象地说明使用一个 B2BUA 降低绑定更新时延的功能架构。图 6.25 给出一个基于 B2BUA 的绑定更新的详细协议流程。

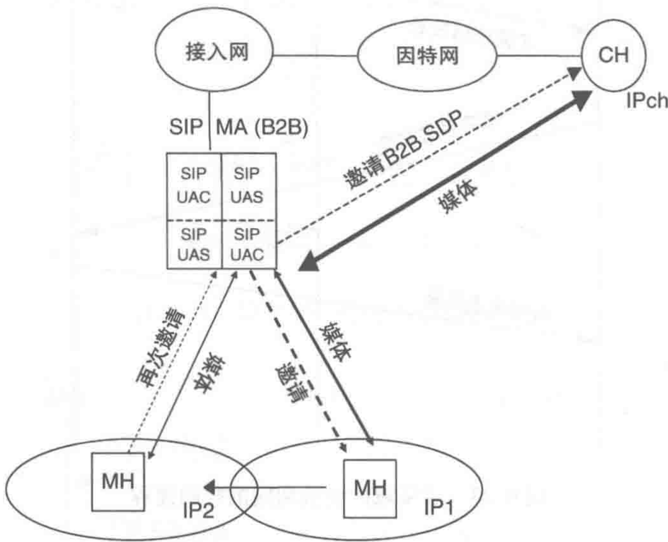


图 6.24　基于 B2BUA 的层次化绑定更新

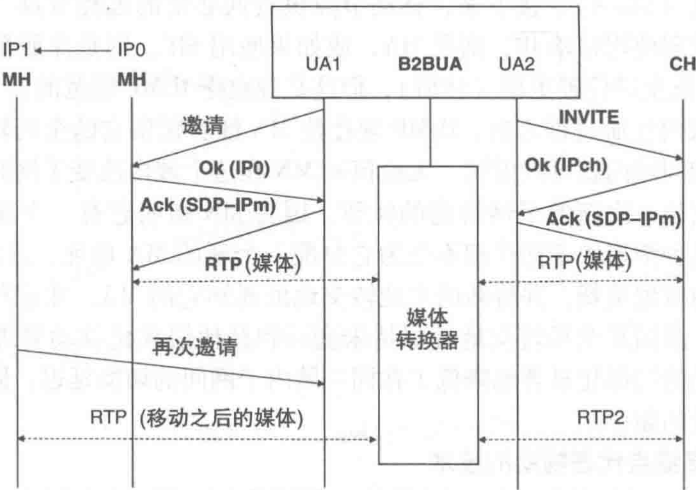


图 6.25　基于 B2BUA 的层次化绑定更新流程

6.7.4 试验结果和分析

本节描述 IDMP 的基本原型实现。首先描述该实现的功能组件。移动代理处理当前在其域中的各 MN 的本地注册请求，只要它们停留在那个域中，就向各 MN 提供临时的绑定。就这种注册（或位置更新）请求的处理而言，在 HA 和 MA 之间几乎不存在功能差异。HA 为每个与其家乡网络关联的 MN 有一个永久的移动绑定列表，与此不同的是，MA 为当前注册的 MN 维护移动绑定的一个动态列表。HA 和 MA 之间的主要功能差异在于转发到 MN 的分组。当 MN 远离家乡网络时，HA 负责收集去往 MN 的永久 IP 地址的所有分组，并以隧道方式将那些分组传输到全局转交地址（也是 MA 接口的 IP 地址）。MA 的任务是比较简单的。它自动地接收各分组，并在解封装分组之后，将内部 IP 分组重定向到 MN 的本地转交地址。

事实上，HA 可能不知道 IDMP 的使用和 MA 的存在。和在常规移动 IP 中一样，它简单地必须截获来自家乡网络发往 MN 的所有分组，封装它们，并将之转发到 MN - HA 注册消息中指明的转交地址。在试验测试床中使用 MosquitoNet 移动 IP (Baker 等，1996)。用于全局注册的注册请求和应答消息格式，事实上与 MosquitoNet 中使用的移动 IP 的那些格式是一样的，但有一个例外：在标志字段中的保留比特，现在被用来指明 MN 是否与一个移动代理工作在协作状态。

图 6.26 给出用于确认这种机制的试验网络测试床。它给出功能组件和相关的 IP 地址。考虑处于家乡网络（10.10.5.10）中由 HA（Durga = 192.4.20.44）服务的单个 MN，家乡 IP 地址为 10.10.5.10。Durga 的家乡接口地址为 10.10.5.1。两个 MA［如 MA_1（Lakshmi = 192.4.20.43）和 MA_2（Saraswati = 192.4.20.45）］被连接到分别服务 10.10.1.1 和 10.10.2.1 的路由器。假定移动域由子网 10.10.1.1 和 10.10.2.1 组成。据此，只要 MN 停留在那个域内，则两台主机 Lakshmi 和 Saraswati 可用作该 MN 的移动代理。

当 MN 进入子网 10.10.1.1 时，它接收到本地范围的共位地址 10.10.1.6 以及 IP 地址 192.4.20.43，后者作为全局转交地址。据此，MN 首先将本地转交地址（10.10.1.6）通知 MA_1，接下来向 HA 注册，使用 192.4.20.43 作为它的转交地址。之后，MN 漫游进入子网 10.10.2.1，并得到一个新的本地转交地址 10.10.2.6。因为 MA_1 仍然是它的 MA，所以 MN 简单地实施一次域内位置更新，将新的本地转交地址通知 MA_1。

为测试域间（全局）移动性的情形，接下来配置 DHCP 服务器向 MN 提供一个新的 MA 地址，如 Saraswati = 192.4.20.45。在这种情形中，MN 实施域内和域间注册。

下面将与 MA 辅助的移动管理相关的信令开销与基本移动 IP 的信令开销进行比较。使用如下参数表示信令开销：

1）$L_g = 46$：全局注册分组的尺寸（以字节数表示）。

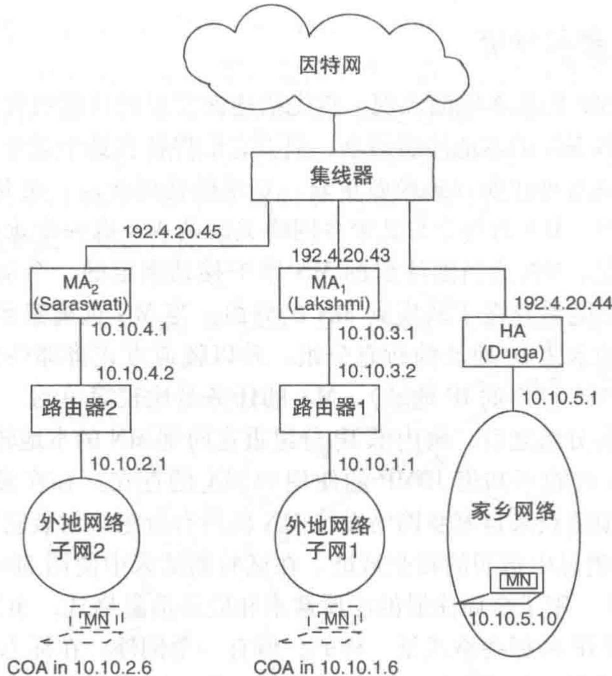


图 6.26　层次式移动的试验测试床

2）$L_1=50$：本地注册分组的尺寸（以字节数表示）。（注意 $L_g \leqslant L_1$，原因是全局注册请求不包含本地转交地址字段）

3）T_s：MN 停留在一个子网中的平均时长（s/子网）。

4）T_d：MN 停留在一个域中的平均时长（s/域）。

5）N：在一个域中的子网平均数。

6）$N_{MA}=2$：当 MN 处在一个外地网络中时，从 MN 到 MA 的平均跳数。

7）$N_{HA}=5$：当 MN 处在一个外地网络中时，从 MN 到 HA 的平均跳数。（数字 2 和 5 是任意的）

明显地，T_s 和 T_d 取决于网络和拓扑，并取决于 MN 的移动模式。出于简单性考虑，在分析中假定 $T_d = N \times T_s$。表 6.4 显示基本移动 IP 中和涉及一个 MA 的层次化移动管理下信令开销的表达式。在每个表达式中，因子 2 是由如下事实导致的，即每次注册尝试均涉及一次注册请求和一条相应应答消息的交换。

表 6.4　信令开销的表达式

架构	信令开销/（B/s）		
	每跳本地	每跳全局	网络中的总数
移动 IP	0	$2L_g/T_s$	$2N_{HA}L_g/T_s$
移动代理	$2L_1/T_s$	$2L_g/T_d$	$2N_{HA}L_g/T_d+2N_{MA}L_l/T_s$

在图6.27中画出不同N值（3、10和30）时MA辅助层次化移动架构［在图中称作DMA（动态移动代理）］中每跳的全局和本地信令开销和T_s的关系图。为反映每个域中子网数的增加，这些数是任意选择的。和预期的一样，在所提架构中的全局信令开销要显著地小于相应本地的开销。同样，当MN较长时间地停留于一个子网（和域）中时，信令开销减少。当一个域中的子网数增加时，全局信令开销降低，而本地信令开销保持不变。换句话说，在基本移动IP中的全局信令开销和带有一个层次化MA的本地开销是不取决于N。因为全局信令消息要在较大数量的跳数上传输（因此消耗较大比例的网络资源），所以就总的网络容量（在所有跳数上聚集得到的）而言，层次化移动管理的优势要超过移动IP。由图6.27清楚的是，层次化移动管理导致网络信令开销的显著降低，特别当移动节点比较频繁地改变子网时和较大数量的子网形成单个域时更是如此。随着N_{HA}增加，在所提方案中信令开销的降低变得更加显著。例如，如果在带有每个域30个子网而不是每个域3个子网的一个网络中，使用层次化移动管理（带有一个DMA），则就信令开销而言，当子网移动速率保持恒定时，百分比增益大约为14%。

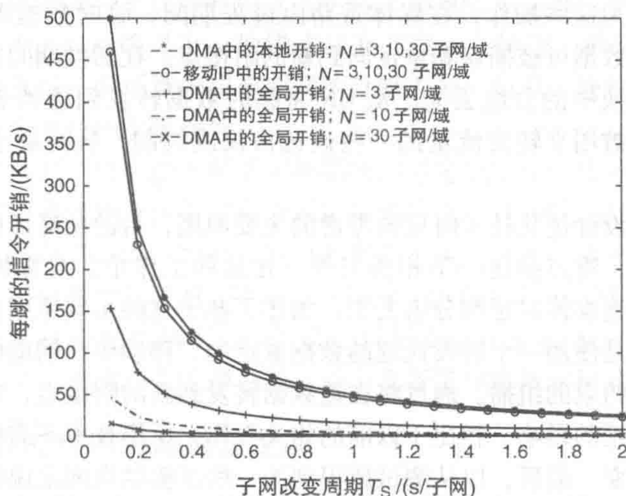


图6.27 IDMP的全局和本地信令开销

6.7.5 提前式绑定更新

设计了一种提前式绑定更新技术，它分别与6.3节和6.5节描述的预认证和提前配置技术一起工作。作为所提技术的组成部分，移动节点使用一条提前切换隧道，并以缓存的IP地址（从目标网络得到的）提前发送绑定更新。由此，目的地为新地址的任何分组由下一台接入路由器截获，并在移动节点移动到新的附接点之前，以隧道方式将分组传输到移动节点。在移动节点移动到新网络之后，删除IP-IP隧道，将新IP地址指派到物理接口，但新的绑定更新是不必要的（Dutta

等，2010）。在移动节点移动到新网络之后，这实际上去除了发送另一条绑定更新的需要。由此，这项技术完全地去除了与绑定更新相关联的时延。这项技术使用通用的优化原则，降低切换之后为建立新标识符而交换的信令消息数。但是，它为管理移动节点和目标网络中路由器之间的一条临时隧道引入了附加的复杂性。

针对基于 SIP 的一个应用层移动协议和一个网络层移动协议即 MIPv6 这两种情形，对所提的提前绑定更新技术进行了试验。第 11 章将针对网络层和应用层移动协议的情形，描述提前绑定更新机制如何与其他切换优化技术（即预认证和提前 IP 地址获取）。

6.8 媒体重路由

第 3 章将媒体重路由定义为切换组件之一。媒体重路由是在通信节点之间重新建立数据路径之前切换过程中的最后一步。媒体重路由过程可包括几个基本操作，如封装、解封装、打隧道、缓冲和存储转发。存在与封装、解封装和打隧道操作相关联的开销。因为这些操作，在媒体重路由过程期间，临时数据可能丢失或被延迟。但是，在途数据可被捕获和重定向到新的附接点。在切换期间重定向临时媒体的做法降低了切换中的分组丢失。从 CN 将临时数据转发到移动节点存在几种方式。下面描述可被用来转发流量的一些候选协议或机制，从而最小化在途数据的丢失。

本节描述当设计优化技术时应该考虑的主要原则，目的是降低媒体交付时延和分组丢失。之后，重点描述一下相关工作，在这些工作中，对媒体交付进行了优化，以便降低在途媒体时延和分组丢失。描述了基于这些主要原则而开发的一些重定向技术。它们是使用一个转发代理的数据重定向、移动中介辅助的时间约束的数据重定向和时间约束的组播。通过将在途数据转发到新的附接点，这些技术有助于缓解绑定更新时延的影响。相比于以前的相关工作，所提技术不需要现有联网基础设施中的任何改变。最后，以从测试床得到的一些试验结果展示说明这些技术。

6.8.1 主要原则

下面是一些主要原则，有助于降低由切换期间在途数据的重定向导致的分组丢失。在设计这里给出的优化技术中应用了这些主要原则中的一些原则。

1）同时绑定转交地址（在当前网络的转交地址和目标网络的转交地址）到家乡代理或 CN，这种做法降低了由媒体重定向导致的数据丢失。

2）在切换期间将来自以前网络的在途数据进行转发，这降低了分组丢失。可使用反应式隧道[㊀]或一种应用层转发技术，完成从以前网络的转发。转发技术有助

㊀ “反应式切换隧道”（RHT）是在缩略语列表中定义的。——原书注

于转发来自以前网络的那些分组（由于绑定更新中的时延导致丢失了这些分组）。但是，它不能完全地避免分组丢失（即由于L2和L3切换时延导致的丢失）。尽管如此，转发技术对低延迟应用是有用的，原因是不存在网络缓冲时延。

3）在没有实施同时绑定的条件下，可应用缓冲和转发的一种组合技术。缓冲技术可应用到网络的任何部分，如网络边缘、网络核心或源。

4）在网络边缘处数据的双向广播或局部化组播有助于降低数据丢失。

6.8.2 相关工作

有关帮助降低一次切换期间的临时数据丢失存在相对少量的相关工作，即RFC 4881（Malki，2007）和Perkins与Wang（1999）及Calhoun等（2000），其中做法是重定向来自以前网络的数据。Koodli（2005）提出反应式和提前切换机制，这使在途数据能够分别从以前的网络转发并缓冲在目标路由器处。在第3章中对这些技术进行了试验，并给出结果。Vakil等（2001）使用一种局部化组播技术为基于CDMA的无线IP网络设计了一种虚拟软切换方法。但是，这种方案仅可用于CDMA网络，不提供适合于其他类型接入网络（如802.11）的一种广义解决方案。Tan等（1999）为无线网络提出一种快速切换方案，它使用一种层次化移动方法，并使用一种组播技术，降低域内切换期间的分组丢失。但是，这种方法要求每个移动节点被指派一个专用的组播地址。

开发了一些机制，可有助于降低切换期间由绑定更新导致的分组丢失。这些技术是协议无关的，可适用于网络层和应用层移动协议。这些机制依赖于分组转发和局部化组播技术。与Koodli（2005）提出的机制不同，这些机制不需要以前接入路由器和下一接入路由器之间的任何协同，可工作于管理域间。与Vakil等（2001）和Tan等（1999）提出的机制不同，所提出的局部化组播技术是接入无关的，不需要向每个移动节点指派一个组播地址。在下面各节详细地讲解这些技术。

6.8.3 使用转发代理的数据重定向

转发代理处理切换期间捕获在途数据，并将之发送到新的目的地。在网络中转发代理的放置确定了切换期间可被转发的在途数据量。在多数理想场景中，最好是将转发代理放置在尽可能靠近接入网络的地方。

图6.28给出这样一个场景，其中一个移动节点从网络1移动到网络2。从当前网络（如网络1）将数据转发到目标网络（如网络2）可以反应式的方式建立，做法是在当前网络的路由器和新网络中的移动节点之间建立一条临时隧道，或应用任何应用层转发技术。类似地，从网络2和网络1的提前数据转发，是通过在路由器2和以前网络中的移动节点之间建立一条临时隧道做到的。将这些类型的临时隧道分成两个基本类别，即提前式和反应式。取决于隧道的性质和数据转发的类型，可将隧道定义为一条提前切换隧道（PHT）或一条反应式切换隧道（RHT）。现在

比较详细地定义这些隧道的功能。

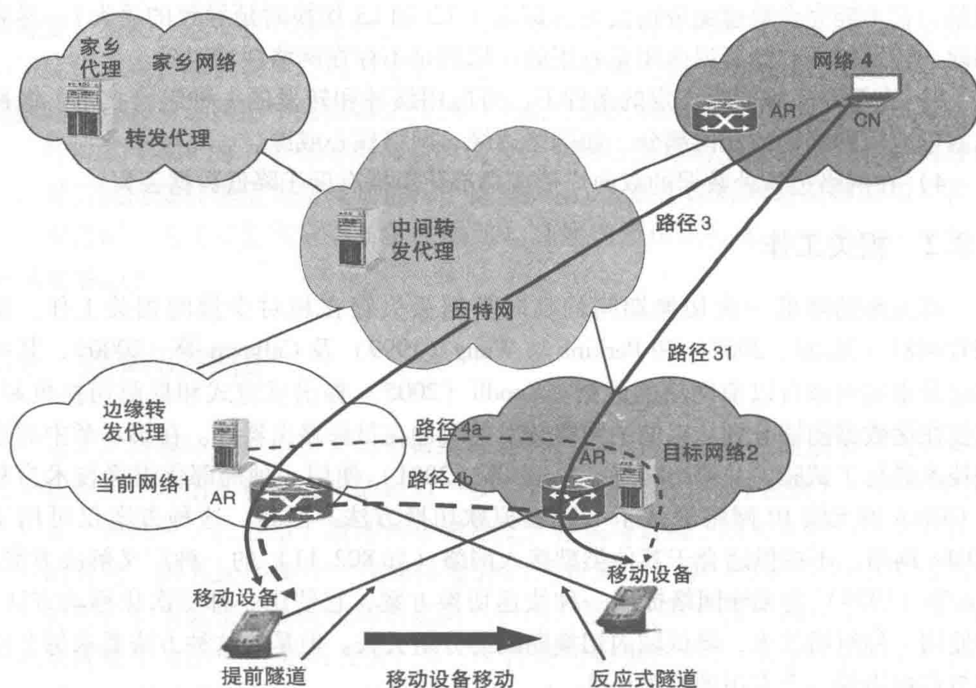


图 6.28 数据重定向的转发代理

1. 反应式切换隧道

依据图 6.28，在移动节点移动到新的接入网络之后，在移动节点和以前网络的路由器 1 之间建立一条反应式切换隧道。反应式切换隧道帮助从以前的网络转发在途数据流量，直到在移动节点和通信节点之间建立了一条新路径时才不再转发。图 6.28 中的路径 4a 给出直到移动节点和通信节点之间建立路径 5 之前，在途数据是如何从网络 1 重定向到网络 2 的。在途数据是在这条隧道上发送的，并由网络 2 中的移动节点接收。

2. 提前式切换隧道

在切换之前，在网络 1 的移动节点和网络 2 的路由器之间建立一条提前式切换隧道。图 6.28 中的路径 4b 表明，在切换之前与新网络建立路径 3a 之后，数据从网络 2 重定向到网络 1。在提前式切换期间，这种机制是有用的。在这样一种情形中，在移动节点移动到网络 2 之前，建立数据路径 3a。在这种情形中，在移动节点从网络 1 切换到网络 2 期间，在移动节点仍然处在网络 1 中和数据被缓冲在路由器 2 处时，将数据从网络 2 转发到网络 1。在一个 IP 地址提前从 DHCP 服务器获取或通过无状态自动配置从候选目标网络获取之后，在移动节点和目标网络的接入路由器之间建立一条提前式切换隧道。移动节点使用获取的 IP 地址作为隧道的内部

地址。在提前式切换的情形中，当移动节点仍然处在网络 1 中时，使用路径 3a，提前将媒体发送到目标网络。之后媒体以隧道方式在提前式隧道上从目标网络传输到移动节点。但是，在这种情形中，切换期间的在途数据在目标网络中被缓冲的时间为切换的时长，在移动节点附接到新网络之后进行交付。

6.8.4　移动中介辅助的时间约束下的数据重定向

这项技术依赖于分组截获和转发的通用原则，这项技术使用以前网络中的一个移动中介捕获在途数据，并将之转发到目标网络中移动节点的新地址。在一个基于 SIP 的环境中实现了这项技术。在域内移动的情形中，每个被访的域可由几个子网组成。对于基于 SIP 的移动情形，每次移动到一个域内的一个新子网，都导致 MH 向 CH 发送一条再次邀请（re - INVITE），其中包含 MH 新的转交地址。如果由于路径长度或拥塞，导致再次邀请请求被延迟，则临时媒体分组将继续被定向到老地址，由此就丢失了。所提出的技术降低了在途数据丢失（这种丢失是由一个域内的连续切换导致的），由此最小化在应用层重新绑定期间对时延的影响。基于移动节点的移动模式和使用场景，在途数据可被重定向到一个单播地址或组播地址。对一个 SIP 注册器、一个 RTP 转换器或 NAT、一个外发中介和一个移动中介进行了试验，其中这些组件实现了这些机制。

在 Dutta 等（2003b）和 Hsieh 等（2003a）中提供了有关快速切换机制的细节。下面简短地描述是如何应用这些技术的。

图 6.29 给出移动中介辅助的媒体重定向的基本框架。在这个特定的框架中，拜访网络有一个外发中介。以临时注册拜访者的能力，对这个中介进行了功能增强（Schulzrinne，2001）。这里，拜访网络中的移动节点从拜访网络得到一个临时的随机身份，并使用它作为新的地址记录，注册到拜访网络中的注册器。层次化注册加快了注册过程，但如果 CH 距离非常远，则它不解决使用 SIP 的再次邀请特征时发生的“延迟绑定更新”问题。使用一种移动中介辅助的技术，处理延迟绑定更新的影响。

在试验中，一个域内的每个子网被装备一个移动中介，该中介具有截获目的地为移动节点老地址的一条分组并将之转发到新目的地的能力。RTP 转换器（http：//www. cs. columbia. edu/IRT/software/rtptools/）（Schulzrinne 等，2003）提供了一种应用层转发技术，可将一个给定地址和 UDP 端口的 RTP 分组转发到另一个网络目的地。典型情况下，SIP 穿过拜访网络中的一个 SIP 中介，即外发中介。当移动节点移动到一个新网络时，它通过外发中介发送再次注册和再次邀请消息。这个外发中介可被配置为一个拜访注册器。由此，拜访网络注册器从刚刚移动的 MH 处接收注册更新，并立刻向 MH 刚离开的网络中的移动中介发送一条请求。该请求使移动中介截获分组，而 RTP 变换器将任何到达的分组转发到 MH 的新地址。在一个设定的时间间隔之后或 RTP 变换器不再接收到媒体分组之后，移动中介清空

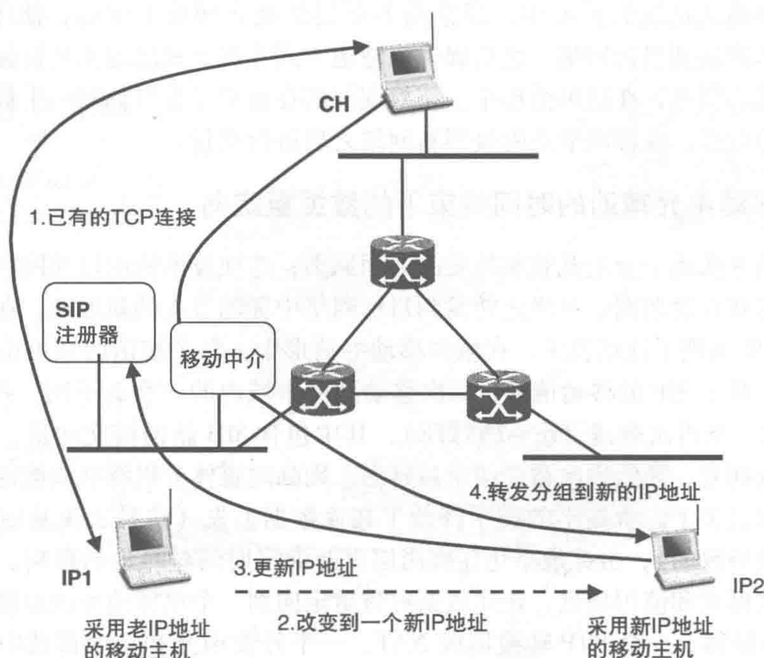


图 6.29 基于 SIP 移动中介的媒体重定向

这个老的地址，并去除转发表表项，其中假定再次邀请已经到达 CH。

另外，外发中介可使用 MH 到 CH 再次邀请中的数据，配置以前网络中的移动中介。这种方法的优势是，外发中介经常访问包含 MH 媒体地址和端口的会话描述协议（SDP）信息，由此简化了转换器或 NAT 的配置。另外，这个外发中介不得不无限期地记住邀请信息，并成为呼叫有状态的，原因是当 MH 发出一条新的再次邀请时，它需要旧信息。通过使用两个不同的工具，即 rtptrans（http://www.cs.columbia.edu/IRT/software/rtptools/）和 Linux iptables（Herrin，2000），验证了基于移动中介的技术，它可有助于将来自以前子网的临时流量定向到新子网。图 6.29 给出 SIP 注册器与移动中介如何相互通信，将在途分组转发到新网络。

下面进行试验分析。

在图 6.30 所示的试验测试床中，RTP 转换器是与相应子网中的移动代理相关联的。在每个子网中的移动中介，截获去往移动主机的流量，并在捕获流量之后，将之转发到移动主机的新地址。这是通过 SIP - CGI（SIP 通用网关接口）和 SIP REGISTER（Lennox 和 Schulzrinne，1999）的一种组合使用方法做到的。

现在通过使用 RTP 转换器的转发机制方式，提供分组丢失是如何被最小化的分析。这项分析基于图 6.30 所示的试验测试床。完整的子网移动（包括 IP 地址获取和层 2 移动）所花费的时间是 T_s。再次邀请到达 CH 所花费的时间是 T_i（主要由距离因素决定）。在 CH 处处理再次邀请所花费的时间是 T_p，向 SIP 中介注册所

花费的时间是 T_g，在 SIP 注册器捕获一条分组之后并转发该分组所花费的时间是 T_f。在 CH 处的分组产生速率是每秒 P_r 个分组。由此，在一次切换期间使用 SIP 注册和 RTP 转换器 rtptrans 的分组丢失总数是 $P_{rt} = (T_s + T_g + T_f) \times P_r$。

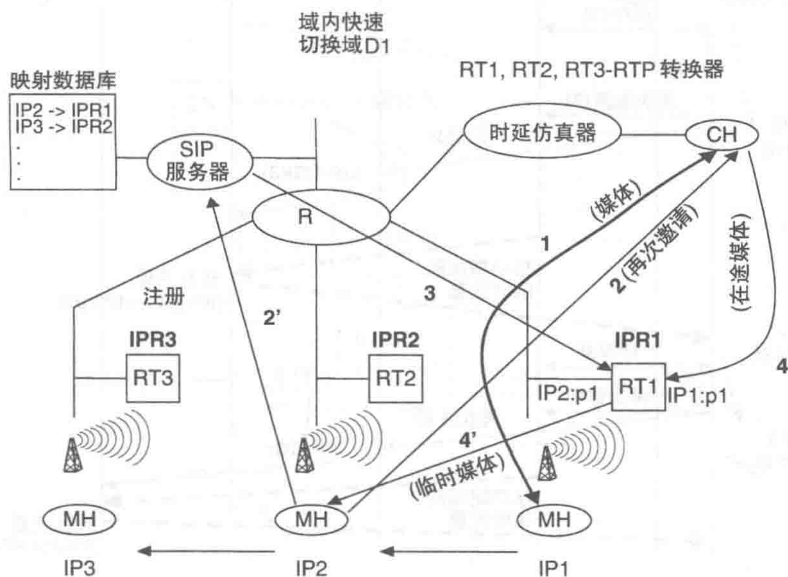
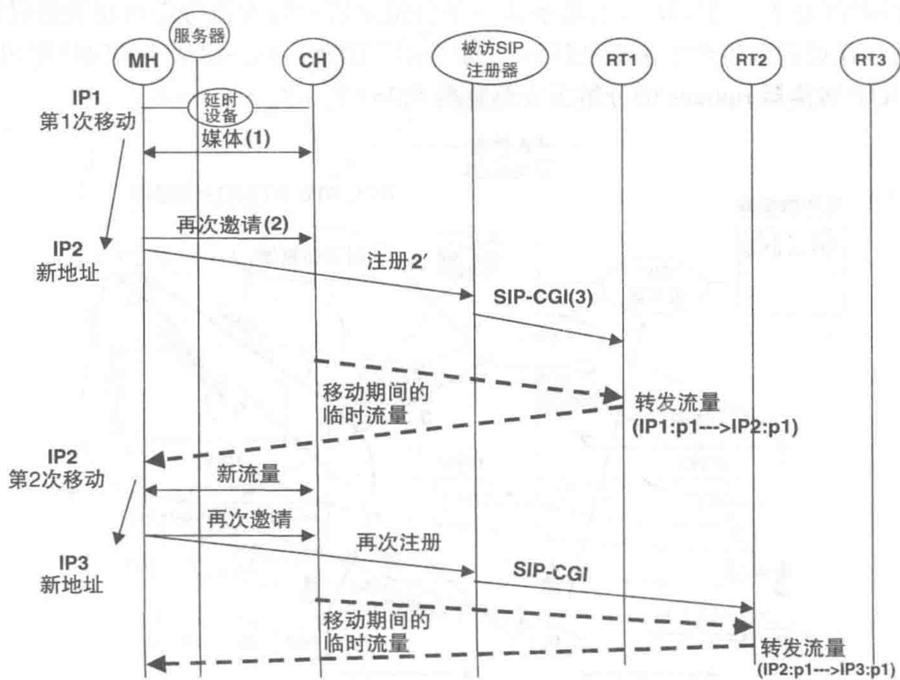


图 6.30　移动代理的试验测试床

作为试验的组成部分，在移动节点移动到新网络之后，延迟再次邀请信号，以便模拟 CH 和 MH 之间的距离。使用工具 VIC 和 RAT（Sasse 等，1995），分别测量音频和视频流化流量的延迟性能。将再次邀请信号的传输延迟 100ms、200ms 和 500ms 以及 1s、2s 和 3s，模拟拜访网络和家乡网络之间的距离。这项技术也说明 RTP 转换器如何有助于媒体重定向，并缓解移动节点移动期间的分组丢失。

在一个较早期的试验（Dutta 等，2001）中，测量到在 CH 处再次邀请的处理时间大约为 100ms。完成 SIP 注册花费大约 150ms。为完成子网移动和 IP 地址获取（包括层 2 检测），大约花费 200ms。在当前试验中，当使用基于 iptables NAT 方法时，测量到在注册器处由重定向导致的分组转发时延小于 1ms，而 RTP 转换器方法增加 4ms 的时延。附加的时延是由 rtptrans 使用的应用层重定向导致的。在当前基于 802.11 的试验环境中，由层 2 时延、IP 地址获取时延、再次邀请处理时延和分组转发时延导致移动节点丢失大约 15 条分组。

图 6.31 比较了使用移动中介的组合体的基于 SIP 的优化切换方法和没有采用快速切换技术的一个基于 SIP 的移动协议 RTP 转换器，这两者的效率。如图所示，在移动节点处的相对分组增益，对于一个给定的分组产生速率，随 CH 和 MH 之间的距离（以跳数来度量）增加而增加。



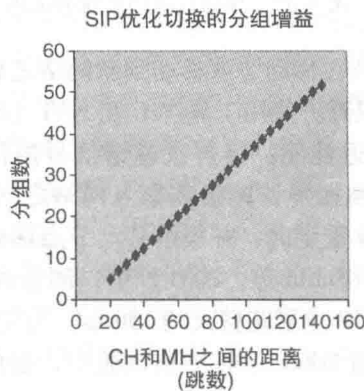


图 6.31 以局部化媒体重定向法降低分组丢失

6.8.5 时间约束的局部化组播

一项局部范围的组播技术支持切换期间将在途数据组播到邻接网络。当 MH 能够预测它要移动到邻接网络内的新子网之一时，这种方法可有助于避免分组丢失。对于网络层和应用层移动协议，应用了这种机制，降低媒体交付期间的分组丢失。下面描述这些机制。

1. 基于网络层的方法

应用所提技术，降低IDMP的分组丢失，并在Das等（2002）中描述了细节。图6.32给出应用这种时间约束的组播机制的架构，目的是支持网络层移动的快速切换。

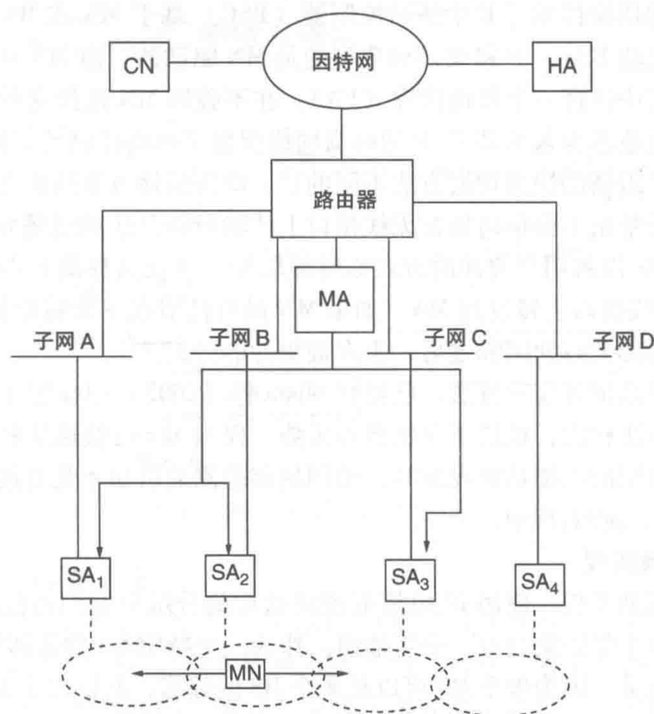


图6.32 IDMP的时间约束组播法

在这种情形中，移动代理将单播分组封装到一个组播地址，并将之提前发送到邻接基站。基站缓冲这些分组，在移动节点到达时，单播分组被交付到客户端。下面简短地描述如何取得快速切换，做法是在图6.32所示的架构中应用这项优化技术。

假定将存在一个层2触发器（对MN或老BS是可用的），指明连接中的一次即将发生的改变。一个层2触发器是来自低层的一种指示，触发层3中的一项动作。如图6.32所示，MN从SA_2移动到SA_3。为最小化切换过程期间的服务中断，移动节点或老子网代理（SA_2）向服务MN的MA产生一条“即将发生的移动”消息。在接收到这条消息时，MA组播所有到达的分组到邻接子网代理的整个集合（在这种情形中是SA_1和SA_3）。这些候选子网代理中的每个代理都在每MN缓冲中缓冲这样的到达分组，由此最小化切换瞬态期间在途分组的丢失。当MN后续地实施向SA_3的一次子网级注册时，这个子网代理（SA_3）可立刻在无线接口上缓冲所有这样的被缓冲分组，而不需要等待MA接收相应的域内位置更新。

现在重点描述，相比于其他现有局部化组播技术，所提技术的一些主要优势。所提技术使用一种网络控制的、网络发起的或移动节点发起的切换技术。正是由MA确定在途分组被组播发往的目标BS集的。在如下场景中是特别有用的，其中MN可能与多个BS有联系，但不能准确地指定未来的附接点。当前蜂窝网络使用一种网络控制的切换技术［其中基站控制器（BSC）基于MN或BS提供的链路测量数据，确定候选BS］，IP移动模型典型的是MN驱动的，由MN从通过代理通告宣布的一个列表中选择一个外地代理（FA）。在不破坏MN选择这种快速切换支持的条件下，所提技术为未来基于IP的蜂窝网络保留了网络控制的切换模型。

与其他基于组播的快速切换方法不同的是，所提组播方案防止无线带宽的不必要浪费，原因是基站不会单边地在无线接口上传输所有到达的组播分组。这种提前的组播分组由BS以每用户缓冲的方式临时地缓冲，并仅当移动节点恰好注册在那个BS时才在无线接口上转发到MN。如果MN没有注册在一个特定的子网代理处，则在一个指定的最大时间间隔之后，丢弃被缓冲的分组。

现在将简短地描述实现方法。已经在Misra等（2002）中描述了这种机制的细节，并与其他方法相比，描述了其优势和劣势。仅当MN可快速地获取一个组播地址且存在一个可用的组播基础设施时，使用局部范围的组播才是有用的。附加的封装开销是一项相关联的折中。

2. 快速切换实现

对于一项原型实现，使用IP组播提前将这样的分组分发到可能的附接点。这种机制仅要求每个邻居集合有一个组播组。作为一个特定BS的邻居的所有BS，是这个组播组的成员。因为单个BS可以是多个BS的邻居，所以每个BS事实上可以是多个组播组的成员。这种方法不要求为个体MN建立动态的组播组。邻居关系集的成员关系也不是动态的：给定一个固定的网络拓扑，邻接BS集保持不变。由此每个BS是永久地订阅到一个或多个组播组的，每个组播组总是有一个良好定义的分发树。据此，快速切换方案不要求一个BS动态地加入或离开一个组，因此不会遇到任何临时的树建立延迟。

图6.33给出当移动节点从SA－old移动到SA－new时网络组件间协议流的序列以及分组是如何封装和解封装的。在接收到一条即将发生的移动（MovementImminent）消息时，MA封装一条在途分组，之后将之以隧道方式发送到合适的组播地址（对于这样的组播转发，MA不实施去往当前LCoA的常规打隧道操作）。在接收到这样的一条隧道传输的组播分组时，每个子网代理首先解封装最外部的首部。之后它使用内部首部中的目的地址（对一个特定MN是唯一的）作为一个索引，代理在一个每用户缓冲中缓冲该解封装的分组。当一个移动节点后续地实施向一个子网（见图6.32中的SA_3）的一次子网特定注册时，那么在域内位置更新过程完成之前，子网代理将任何被缓存的分组转发到MN。简单的计算表明，在降低在途分组的丢失方面，即使一个小型的用户缓冲也是有效的。例如，如果域内更新

延迟（L）为200ms，且到达流量速率（R）是144kbit/s，那么缓冲尺寸为（$L*R$）=3.6KB，就能够防止由切换期间传输的组播导致的缓冲溢出（上溢）。

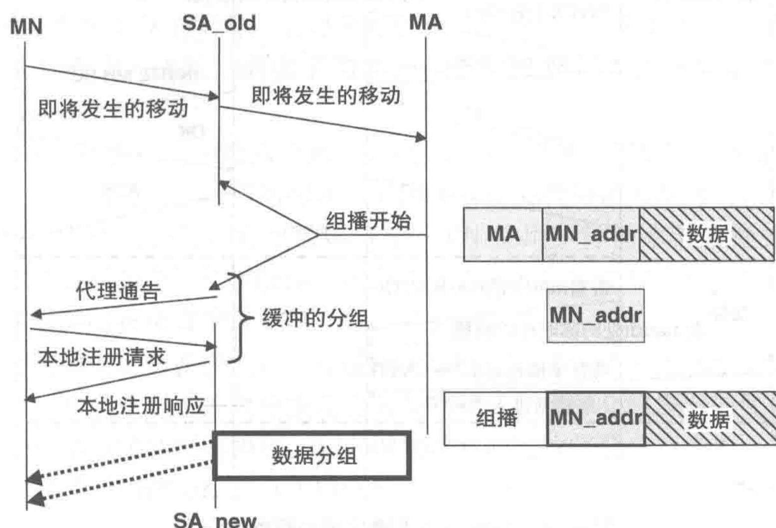


图6.33 基于范围的组播数据重定向流程

3. 基于应用层的方法

在应用层移动的情形中，移动节点在SDP中将其联系地址的临时组播地址通知拜访注册器或B2BUA。一旦MH进入新子网，则它以新的单播地址更新注册器或B2BUA，同时它继续在组播地址上接收在途数据。已经在Dutta等（2004c）中描述了一个局部范围的组播地址如何被用来降低分组丢失的细节。组播代理可与第一跳路由器共处一地，或与B2BUA或SIP中介共存。仅当MH可快速地获取一个组播地址（可被用作SDP的组成部分，更新B2BUA）时，采用带范围的组播才是有效的。图6.34给出使用应用层移动，这种转发技术是如何被应用来支持快速切换的。在这种情形中，当切换即将进行时，移动节点以SDP中的局部范围组播地址向B2BUA发送一条Re-INVITE。在切换到新网络之后，移动节点以SDP中的单播地址发送一条Re-INVITE。在移动节点移动到新网络之后，这个单播地址是它的转交地址。由此，采用降低分组丢失的方式，通过将切换期间的在途分组重定向，最小化了绑定更新时延的影响。

移动节点在子网间移动期间，可能出现接收到重复分组的情况。RTP分组有与之关联的其自己的序列号，由此可对这些分组重新排序。但是，可采用类似于Perkins和Wang（1999）描述的那些机制，处理重复的基于非RTP的流量。

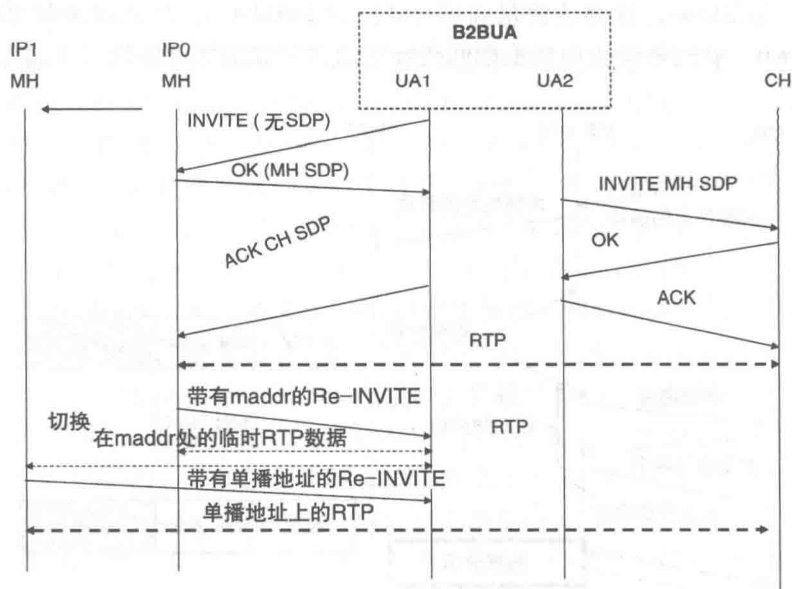


图 6.34　使用一个组播代理的数据重定向

6.9　媒体缓冲

在第 3 章中，缓冲作为切换期间媒体路由过程子过程之一，在附加分组交付时延的代价下，可有助于降低分组丢失。虽然媒体重定向技术可有助于重定向由延迟绑定更新导致的在途分组，但在链路层切换期间可能丢失一些分组。由此，通过降低分组丢失，缓解链路层切换时延的影响就是至关重要的。在网络不同部分中可应用双向广播或缓冲临时分组，最小化或消除分组丢失。但是，如果链路层切换不是无缝的，则单单双向广播不能消除分组丢失。虽然通过降低或消除分组丢失，缓冲可缓解层 2 的影响，但它为在途分组引入了一项附加的单向时延。虽然这项附加的端到端时延不会影响流化流量，但诸如 VoIP 的交互式流量不能容忍由可变单向时延导致的抖动。动态控制缓冲的能力为时延和分组丢失（处在支持实时通信要求的阈值界内）提供了一项合理的折中。开发了一种动态缓冲控制协议（BCP）（Dutta 等，2006e），可基于切换市场和在网络边缘处缓冲的放置，提供一种动态缓冲机制。

所提技术介绍了应用端点外的一种解决方案，做法是在接近网络边缘的一台接入路由器处或网络实体（一个缓冲节点，或 BN）处提供每移动节点分组缓冲，其中移动节点正离开或靠近该网络边缘。在切换时段期间在途的分组被缓冲在 BN 处。当切换完成时，清空被缓冲的分组，将之转发到在新位置的 MN。这种方法为

目的地为已经到达 BN 的 MN 的所有分组提供零分组丢失。为帮助降低整体切换时延，该解决方案也包括一种缓冲方案，使 MN 能够具有对 BN 行为的控制。在切换时段期间由 MN 发送的外发分组在切换过程期间也可能丢失。在这样的情形中，一个 BN 也可在 MN 本身上实现，为切换时段期间的外发分组提供缓冲。在 MN 处和网络边缘处具有 BN 功能，提供了切换期间的双向缓冲，并将降低双向的分组丢失。

一个 BN 也可位于一个接入点内，该接入点专门辅助实施主动扫描的一台 MN 完成操作。在对信道的主动扫描期间，不同于当前关联的接入点的是，移动节点不再从那个接入点接收分组。在当前实现中，MN 使用一种功率节省模式通知接入点，并使之能够代表 MN 开始缓冲。在接入点本身处实现缓冲功能，提供了相同的功能，但对缓冲时长和缓冲尺寸具有较佳的控制。

本节描述为支持切换而设计一种缓冲协议时应该考虑的一些原则。重点描述一些相关文章，它们介绍了处理分组丢失的缓冲技术。之后介绍提出的优化技术，并详细描述一种动态缓冲控制协议，它以增加时延的代价降低分组丢失。最后，给出使用所提的两种不同缓冲控制方法得到的试验结果。

6.9.1 主要原则

下面是为一个移动节点的切换设计一种缓冲控制协议中需要考虑的主要原则：

1）在切换期间缓冲在途分组可消除分组丢失，这还包括层 2 切换时延的影响。

2）由网络缓冲造成的附加时延可能不适合低延迟应用，原因是超过某个阈值的“被延迟分组”被认为丢失了。但是，在不损伤数据吞吐量和流化流量（如 IPTV）的条件下，缓冲可有助于 TCP 类型的流量。

3）可基于切换间隔，调整缓冲时长。

4）可在网络的任何地方缓冲媒体，如在源处、在边缘路由器处、在核心网络中或在移动节点处。

5）在多数情形中，缓冲对提前切换是有用的，其中在切换开始前缓冲分组，在切换完成后清空分组。

6）在源处的分组产生速率、切换时长、通知清除缓冲所花费的时间和分组传输时间是影响边缘路由器处最优缓冲长度的一些参数。

7）整体缓冲时长受切换时延的影响，而缓冲影响端到端时延、被延迟的分组数和抖动。

8）由路由器节点处缓冲分组造成的抖动可通过使用移动节点处的一个回放缓冲加以补偿。

6.9.2 相关工作

Moore（2004）和 Krishnamurthi 等（2001）为移动 IPv6 开发了缓冲技术。Khalil 等（1999）描述了一种移动 IPv4 缓冲协议，它有点像下面描述的所提方法。这些提案定义了移动 IPv4 和移动 IPv6 协议的扩展，支持一个切换时长期间在网络中实施缓冲。Moore（2004）描述在绑定更新和 LBU（本地绑定更新）消息的移动首部中使用一个 P 比特。Krishnamurthi 等（2001）的提案是非常类似于 Khalil 等（1999）的提案的。但是，那项技术增加了一项发现功能，提供缓冲能力，并利用 IPv6 路由器通告，检查一个网络的缓冲能力。

存在替代机制，在不使用任何缓冲管理协议的条件下，降低分组丢失，但严重依赖于终端客户端的协作。多数多媒体应用回退到求助播放缓冲、FEC（前向错误纠正）（Rosenberg 和 Schulzrinne，1999）、基于 RTCP 的反馈（Ott 等，2006）和其他流修复技术（Perkins 和 Hodson，1998），最小化分组丢失的影响或降低抖动。但是，现有终端系统辅助的解决方案也许不适合于无线媒介，其中带宽是有限的，终端主机由长的距离隔开。这些机制还没有应用来处理切换期间的分组丢失。

在层 2 中，存在一种现有方法，它使用 IEEE 802.11 的功率管理功能来避免分组丢失，此时 MN 在主动地扫描（Roshan 和 Leary，2003）信道。在这种方法中，MN 通知当前接入点，它正在进入睡眠模式，直到 MN 唤醒之前，接入点尝试缓冲 MN 的分组。但是，这种方法不能被用于缓冲一次切换期间的分组，原因是该方法假定为停止缓冲，在 MN 唤醒之后，将继续与接入点处于关联状态，且这种方法的适用性是受限的，原因是该方法不能携带附加信息，如流量流识别信息、缓冲尺寸和缓冲时段，这也许要求满足移动节点的特定服务质量要求。

现有提案是与特定移动管理协议紧密耦合的，这些协议如移动 IPv4 和移动 IPv6。相比较而言，所提缓冲方法可与任何移动管理协议一起工作，做法是支持将缓冲控制机制定义为一个独立的协议。在现有提案中，缓冲节点的位置受限于移动代理，如家乡代理和移动锚点。相比而言，在缓冲节点的位置方面，所提方法提供更多的灵活性。在现有提案中，在切换时段完成之后，将缓冲分组转发到移动节点，这种转发依赖于作为移动协议组成部分的移动代理的转发行为。相比而言，所提技术为建立隧道定义了其自己的机制，该隧道用于将缓冲的分组转发到移动节点，提供对移动管理协议的完全独立性。所提方法也为缓冲的分组定义了详细的排队和转发机制，定义了在错误情形中的详细行为，而在现有提案中这样的细节是缺失的。

6.9.3 用于边缘缓冲的协议

设计和实现了一种动态缓冲方案（Dutta 等，2006e），在可动态控制的附加端到端时延代价下，确保零分组丢失。图 6.35 给出 4 个不同场景，形象地说明缓冲

技术是如何可应用于网络不同部分的。该图表明缓冲如何可应用于以前的接入路由器、下一接入路由器、源处或目的地处。缓冲机制可与现有移动协议一起使用，或作为一种独立的网络或链路层接入机制。

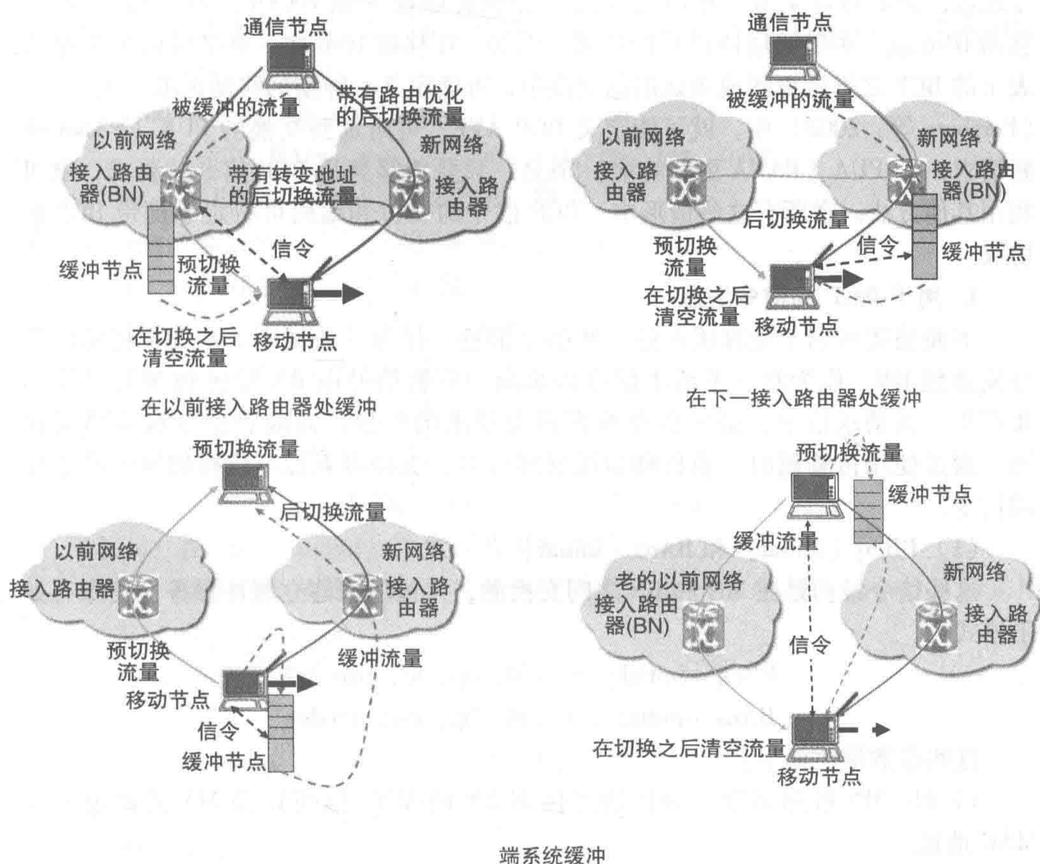


图6.35 使用缓冲的其他方式

动态地控制缓冲的能力为实时通信在阈值限内提供了时延和分组丢失之间的一项合理折中。对两种缓冲方案即时间受限的缓冲和显式信令缓冲进行了试验。在时间受限的缓冲技术中，移动节点和缓冲节点可协商一个缓冲时段，在初始设置信令期间传递给缓冲节点。缓冲节点以初始控制消息中定义的缓冲时段时长缓冲分组。在显式信令缓冲的情形中，缓冲时段等价于总切换时段和在切换发生之后清空缓冲所需的附加时间。对两种类型的缓冲方案进行了试验，其中使用不同的流量速率和缓冲时段是与媒体无关预认证机制一起使用的。针对每种情形，计算切换期间的平均分组间时延、分组丢失和平均被缓冲分组数。在显式信令的情形中，被缓冲的分组数取决于切换时长和分组产生速率。另外，时间受限的缓冲引入了较高的分组丢

失概率，分组丢失是由缓冲上溢导致的。

下面简短地描述动态缓冲机制协议的细节。缓冲控制协议由 MN 使用，请求 BN 处的缓冲服务。这是简单的和可靠的消息传递系统，它由成对的请求和应答信令组成。BCP 可定义为一种新协议或一种现有协议（如 PANA、SIP、移动 IPv4、移动 IPv6 或一种链路层协议）的扩展。例如，在移动 IPv6 中，在携带以 TLV 格式表示的 BCP 之绑定更新或确认消息交换中，可能定义一种新的移动选项。在 PANA（Forsberg 等，2008）中，就可能定义 BCP AVP，可附加到交换的 PUR（PANA 更新请求）和 PUA（PANA 更新响应）消息。只要能够满足 BCP 信令的要求，就可利用其他方法。在所有这些情形中，BCP 信令的交付和编码可特定于携带 BCP 的协议。

1. 用于 BCP 的信令消息

下面描述可用于处理缓冲的一些信令消息。作为一条规则，从 MN 将请求信令发送到 BN，作为对一条请求信令的响应，应答信号由 BN 发送到 MN。BN 不要产生一条请求信令。请求信令携带有关请求的参数，而应答信令包含结果代码。通过使用传输超时、重传和错误处理行为，支持可靠性。现在描述一些这样的信令。

（1）BReq [initial] 和 BAns [initial]

这些信令最初是在 MN 和 BN 之间交换的，并被用来建立缓冲服务。信令有如下格式：

BReq [initial] = {id，bp，tc，bsz，p}

BAns [initial] = {id，bp，bsz，rcode}

这些参数描述如下：

1）id：MN 被用来唯一地识别连接到 BN 的 MN。这可以是 MN 的源地址或 MAC 地址。

2）bp：缓冲时段。

3）tc：要被分类和缓冲的应用特定流量。

4）bsz：要分配的建议缓冲尺寸。

5）p：用于 EOS 的 FP，有效值有丢弃（drop）、转发（forward）和采用信令丢弃（drop with signal）。

6）flag {m}：请求标志。

7）m：设置 bsz 是否为必需的，不能协商。

8）rcode：由 BN 提供的结果代码。

（2）BReq [ext] 和 BAns [ext]

在缓冲服务建立之后，以及在 MN 切换时段之前或之后，交换这些信令。它们被用来扩展缓冲服务的参数。下面是用来提供这项缓冲服务的一些参数：

BReq [ext] = {id，seq，bp，bsz，p，coa}

1）id：在 BReq［initial］中发送的 MN id。

2）seq：信令序列号。

3）bp：附加缓冲时段，可能为零（0）。

4）bsz：附加缓冲尺寸，可能为零（0）。

5）p：用于 EOS 的新 FP，有效值有丢弃（drop）、转发（forward）和采用信令丢弃（drop with signal）。

6）coa：MN 的当前 CoA。

BAns［ext］=｛id，seq，bp，bsz，rcode｝

1）id：在 BReq［initial］中发送的 MN id。

2）seq：信令序列号，必须匹配 BReq［ext］。

3）bp：这项服务的新缓冲时段。

4）bsz：为这次服务分配的新缓冲尺寸。

5）rcode：由 BN 提供的结果代码。

（3）BReq［stop］和 BAns［stop］

为停止缓冲服务，交换这些信令。下面是一些参数：

BReq［stop］=｛id，p，coa｝

1）id：在 Breq［initial］中发送的 MN id。

2）p：用于 EOS 的终止 FP，有效值有丢弃（drop）、转发（forward）和采用信令丢弃（drop with signal）。

3）coa：MN 的当前 CoA。

BAns［stop］=｛id，rcode｝

1）id：在 BReq［initial］中发送的 MN id。

2）rcode：由 BN 提供的结果代码。

2. 服务属性

BCP 也在 BN 中创建服务属性（状态信息）。这些属性包括如下：

1）MN id（id）。

2）缓冲时段（bp）。

3）协商的缓冲尺寸（bsz）。

4）流量分类（tc）参数。

5）FP，当前 EOS 清空策略。

6）上一个扩展请求序列号。

7）当前 MN CoA。

8）以前的 MN CoA。

应该在请求阶段期间分配各属性。在接收到有效的请求信令或其他本地事件时，由 BN 更新属性值。属性的寿命受限于服务的时长。如果遇到一个正的或负的

EOS，则 BN 应该释放由这些属性占用的资源。

如图 6.36 所示的协议流程，给出当信令交换序列与 MN 的切换、流量分类和缓冲时段有关的一般视图。变量 o1 和 o2 定义了切换前后的缓冲重叠时段，虽然 MN 和 BN 仍然具有连接性。如果在切换开始之前缓冲分组，并在整个切换时段和移动节点切换之后要继续缓冲，就将发生这种情况。

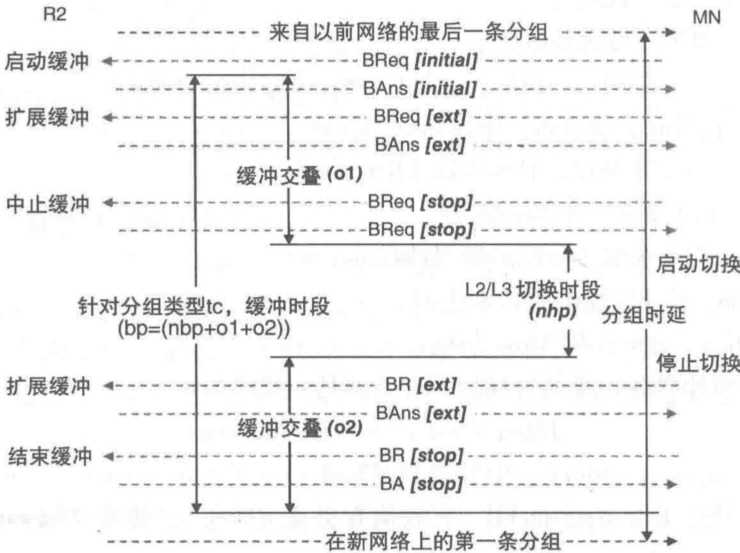


图 6.36 缓冲控制协议的协议流程

6.9.4 试验结果和分析

本节描述两种类型的技术，即时间受限的缓冲和显式缓冲的试验结果。将这种机制与媒体无关预认证技术一起使用，其中目标接入路由器被用作缓冲节点。图 6.37 给出一个典型场景，其中使用媒体无关预认证，对这种技术进行了试验。图 6.38 给出当 PANA 被用作缓冲控制协议时的协议流程。

表 6.5 和表 6.6 分别给出时间受限技术和显式缓冲技术的平均分组时延、切换期间的平均分组丢失和被缓冲分组数的值。平均分组时延被定义为切换前最后一条分组和切换后第一条分组之间的时延。在这些表中的 x 值代表固有的缓冲时延，并针对时间受限缓冲和显式缓冲，出于简单性考虑，假定为零。y 值基于切换时段（hp），在时间受限缓冲试验中是变化的。y 值与显式缓冲试验是无关的。

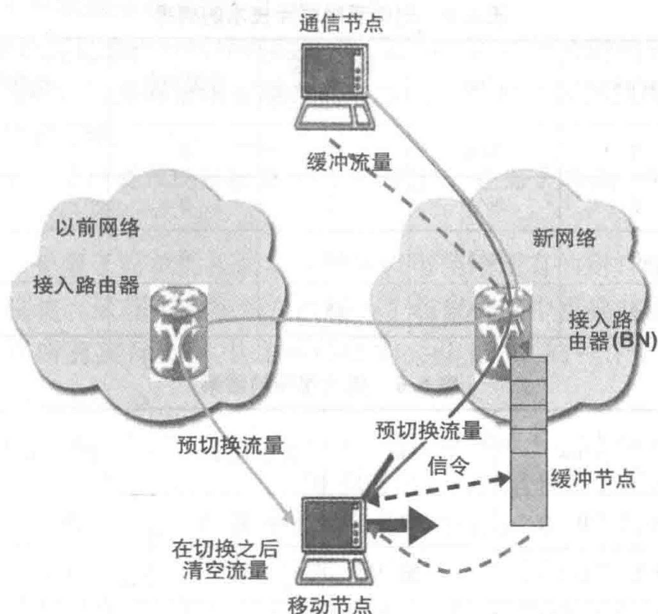


图 6.37 采用媒体无关预认证的缓冲技术

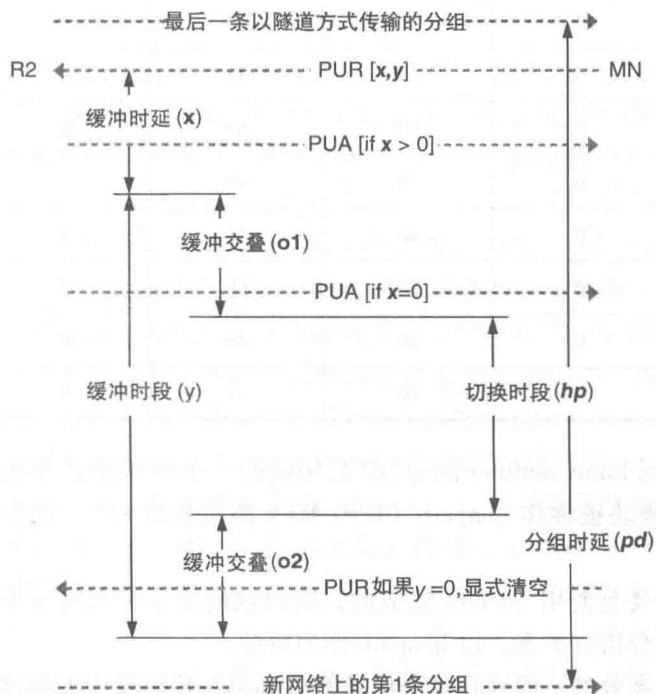


图 6.38 使用 PANA 作为 BCP 的协议流程

表 6.5 时间受限缓冲技术的结果

流量速率/（分组/s）	x/ms	y/ms	分组时延/ms	分组丢失	平均缓冲的分组数
70	0	N/A	37	0	2.5
80	0	N/A	42	0	3
90	0	N/A	44	0	3.5
100	0	N/A	45	0	4

表 6.6 显式缓冲的结果

流量速率/（分组/s）	x/ms	y/ms	分组时延/ms	分组丢失	分组缓冲
70	0	30	27	0	19
	0	20	29	0	3
	0	10	12	0	1
80	0	30	28	0	3
	0	20	33	0	3
	0	10	15	0	1
90	0	30	69	0	3
	0	20	46	0	3
	0	10	11	3	1
100	0	30	69	0	10
	0	20	46	0	4
	0	10	11	3	1

使用挂接到 Linux netfilter 的 QUEUE 句柄的一个内核排队模块，实现当前的解决方案。新模块被称作 ipmparb（IPv4 MPA 路由器缓冲）。这个模块具有如下优势：

1）分组分类是使用 iptables 完成的，所以该模块是相当简单的。它简单地依赖于 iptables 的分组分类器，以 ipmparb 作为目标。

2）实现是高效的，原因是各分组被路由到 skbuff 对象中的模块，所以不进行复制。在没有修改的条件下，ipmparb 简单地对 skbuff 对象实施排队。

3）实现是非常快速的，原因是 ipmparb 是一个内核级模块，它成为 IP 路由栈

的组成部分。不要求附加的套接字机制。

4）它简单地满足维护分组序列的要求，原因是需要缓冲的所有分组都必须通过这个模块。所以，当需要请求被缓冲的分组时，在允许新到达的分组被传输之前，它们可首先被传输。

5）ipmparb 可使用要求的任何排队律（规则）。在那个时刻，使用一种简单的 FIFO 队列。

用户级交互受限于简单的控制事件，所以可使用现有的用户级命令将控制事件传递给内核模块。最理想的场景是这样一个场景，其中重叠时段 o1 和 o2 降低为零，虽然这在所有实际情形中是不可能的。o1 或 o2 的一个负值将导致分组丢失。

这意味着切换时段 hp 不被包含在 y 内。基于试验结果，o1 和 o2 可使用 x 和 y 进行微调，其中 y 基于 hp，x 基于平均往返时间。一种替代方法是使用一条显式清空消息，而不是微调 y（在图 6.38 中，表示为“如果 $y=0$，则 PUR”）。试验结果基于 70 分组/s、80 分组/s、90 分组/s 和 100 分组/s 的分组产生速率。这些速率基于大于 RAT（鲁棒的音频工具）（用于 MN 中）的编解码速率的一个值，如 60 分组/s。同样，到路由器 R2 的切换过程，包括删除隧道、更新 ARP 缓存等，总是在 o1 期间、R2 开始缓冲之后直接发生的。这个切换时段是非常小的（平均为 0.300～0.500ms），所以在图 6.38 中不做考虑。

表 6.5 汇总了前四个样本的平均结果，这些样本使用带有时间受限缓冲方法的一个 MADWiFi 驱动和一个 IEEE 802.11 Netgear 卡。修改仅涉及避免了扫描的一个层 2 优化，没有其他的功能改变。在试验中使用 4 个不同的分组产生速率。平均切换时段是 10～16ms。这包括在序列中发生的与层 2 和层 3（L2 和 L3）相关的时延。平均 L2 时延是 4～8ms，后跟 6～8ms 的平均 L3 时延。因为 IP 地址是提前得到的，所以层 3 相关的时延是与指派以前得到 IP 地址到其物理接口相关联的时延。因为多项切换操作是提前完成的，所以避免了大量切换时延。试验中的缓冲节点是下一接入路由器，在移动节点移动到新网络之前发现该路由器。因为 hp 的值非常小，所以在不诱发分组丢失的情况下，可将 y 微调到最小值 10ms。因为 x 的值引入附加时延，所以将之保持为零。当使用 RAT 作为媒体代理时，它产生 60 分组/s 的平均值，在音频样本中不存在可感知到的损失，且几乎总是没有分组丢失。

表 6.6 给出相同环境（MADWiFi 驱动和 IEEE 802.11 Netgear 卡）的试验结果，该试验使用显式缓冲方法。hp 的平均值是 10～16ms。当在 MN 和 R2 之间使用显式信令清空缓冲时，可保障没有分组丢失发生，而相比于使用给出具有 o2 <0 可能性的一个 y 值，后者产生分组丢失。代价是附加时延。作为一个例子，相比于显式信令的情形（平均时延为 36ms），当在 70 分组/s 使用一个理想的 y 值时，平均时延仅有 12ms。类似于时间约束缓冲的情形，使用 RAT 作为一种媒体得到的试验结

果，在音频方面没有显示任何可感知到的丢失，而且确保没有分组丢失。

下面是采用100分组/s流量速率、1024B分组尺寸和显式信令方法的一个试验中切换时延的详细分解。总切换（转递）时延大约为12.5s。采用MADWiFi驱动的L2时延大约为4.8ms，而L3配置时间大约为0.5ms。在PAA处缓冲请求的处理时延①为5.699ms，而在PAA处的切换时段；②为0.46ms，这包括隧道建立和ioctl调用的时间。在MN处发送停止请求的处理时延；③是6.788ms。从缓冲清空分组的处理时延；④是4.626ms。在PAA处的清空时段；⑤是0.205ms。由此总切换时延hp等于L2/L3/③+④+⑤。由此，明显的是，切换时段是所诱发总分组时延的一个分数部分（fraction）。显式信令方法对总分组时延有贡献，这是因为与清空相关联的时延导致的，而时间受限信令则增加分组丢失的概率。

6.9.5 缓冲时延和分组丢失之间折中的分析

任何特定分组的端到端时延与在以前附接点处的最后一条分组和新附接点处第一条分组之间的时延都是最重要的。虽然缓冲机制降低了分组丢失，但它也增加了在途分组的端到端分组时延和切换时延。不采用这种方式，在切换期间会丢失的一条分组现在被缓冲在缓冲节点中某个时段，这个时段是由切换时延和在新附接点处从队列中清空分组所花时间确定的。Yemini（1983）提供了时延和分组丢失之间的一项折中分析。这篇文章也强调如下事实，即一旦超出缓冲阈值，则任何新到达的分组将导致队列中的第一条分组丢失。虽然这篇文章将焦点放在发送者侧的队列上，但一般而言，其中的分析适用于下面讨论的缓冲协议理论术语。在显式信令缓冲的情形中，缓冲时长等价于总切换时长和发生切换之后清空缓冲所花费的附加时间。存储在网络缓冲中的分组总数取决于缓冲长度、传输时间和在源处的分组产生速率。分组以周期间隔到达缓冲。但当在切换之后从缓冲清空这些分组时，在没有任何分组间隔的情况下，同时清空被缓冲的所有分组。虽然这避免了分组丢失，但移动节点会遇到一个尖峰，原因是这些分组几乎是同时到达移动节点的。相比于切换前和切换后分组，被缓冲在边缘路由器中的切换中分组遭遇增加的时延量。但每个连续的切换中分组都遭遇一个不同的时延量，原因是这些分组在缓冲中花费不同的时间量。相比先到的分组，后到的分组遭遇较小的时延。

切换中分组的端到端时延、老网络中的最后一条分组和新网络中的第一条分组直接的时延以及受到切换影响的分组总数是当人们希望支持实时通信时需要考虑的重要参数。在源处的分组产生速率、切换时长、通知缓冲清空所需时间和分组传输时间是确定在路由器处缓冲长度的一些参数。总体缓冲时长受到切换时延的影响，而且它影响端到端时延、被延迟的分组数和抖动。但是，所观察到的由路由器节点处缓冲导致的抖动可由移动节点处的一个回放缓冲加以补偿。图6.39表明，在切换期间分组是如何因为边缘路由器处的缓冲所影响的。这表明，在切换期间，因为

由缓冲导致的增加的端到端时延，所以分组遭遇抖动。

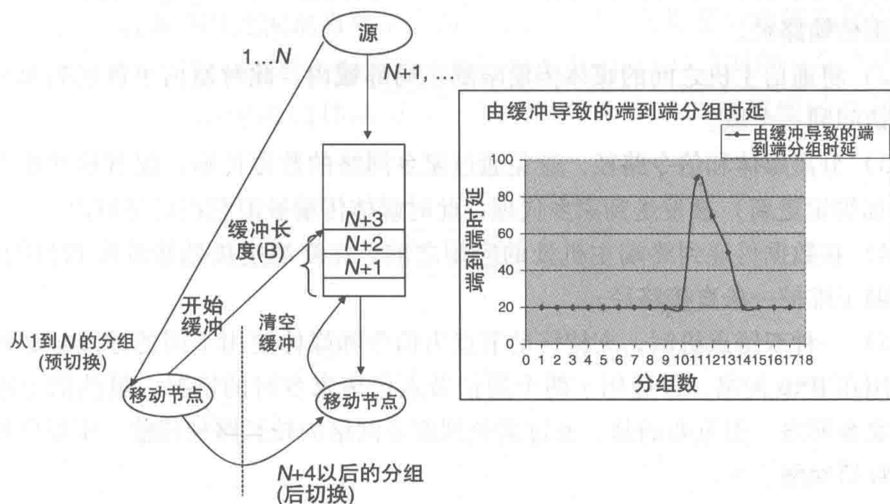


图 6.39 边缘缓冲对切换中分组的影响

6.10 路由优化

第3章定义了不同的子过程（是媒体重路由过程的组成部分），并说明了这些子过程如何影响一次移动事件期间的切换时延和分组丢失。三角路由以及与任何移动协议相关联的封装和解封装过程影响实时流量的性能，这是由相关联的传输时延导致的，而传输时延是由信令、数据和封装开销产生的。路由优化是优化通信主机之间路由的过程，做法是消除封装和解封装过程，并维持一条直接路由。

本节首先描述当正在优化分组传输时延和数据开销时，进行路由优化需要考虑的主要原则。之后描述相关工作，这些工作描述用于几项不同移动协议的路由优化技术。之后描述基于这些原则中的一些原则开发的4种路由优化机制，并给出一些试验结果。这些优化信令和数据传输，做法是维护通信主机之间的一条直接路径，并避免任何关联的封装开销。因为移动IP固有地遇到这个路由优化问题，对这些优化技术进行试验，将结果与MIPv4得到的那些结果进行比较。

6.10.1 主要原则

下面是可应用来优化终端主机之间数据路径的一些主要原则，由此对降低端到端时延有所贡献：

1）维护通信主机之间的一条直接路径。如果一种协议支持移动主机直接更新相互间的标识符，而不需要中间网络中一个锚点代理的帮助，这样就缩短了切换之后数据传输路径。

2）将通信主机之间的媒体传输限制在局部域内，此时通信主机远离家乡，并正在访问同一个域。

3）分离媒体和信令路径，避免通过家乡网络的数据传输。仅有移动相关的信令（如绑定更新）被发送到家乡代理，此时媒体传输被限制在局部域内。

4）在数据传递到终端主机处的应用之前，在终端主机处修改源和目的地址。这有助于维护一条直接路径。

5）一种双锚点机制，支持移动节点为信令和媒体使用不同的地址。这种方法可应用在 IPv6 网络，并适用于两个通信节点远离家乡时的情况。虽然信令需要传输到家乡网络，但重要的是，通过避免到家乡网络的较长路径传输，将媒体传输限制在拜访网络。

6.10.2 相关工作

通过为 MIPv6 提出路由优化支持，IETF 解决了这些问题（Johnson 等，2004）。但是，针对 MIPv4 的路由优化就从来没有被标准化，虽然其他人提出了多种形式的路由优化（Wu 等，2002）。最近，IETF 中的 NETEXT（基于网络的移动扩展）工作组包括了路由优化作为其工作组章程条目之一，并为中介 MIPv6 定义路由优化的问题陈述和解决方案。

下面描述基于前面给出主要原则的一些路由优化技术，并给出相关联的试验结果。

6.10.3 采用应用层移动维护一条直接路径

采用应用层信令，基于 SIP 的终端移动性（Wedlund 和 Schulzrinne，1999）实施绑定更新。通过避免移动 IPv4（Perkins，2002b）中固有存在的三角路由，这种做法降低单向分组时延。作为对移动协议介绍的组成部分，在第 2 章中简短地介绍了基于 SIP 的移动性和 MIPv4。以切换操作的一个完备集合增强基于 SIP 的终端移动性，以便支持子网和域移动性（Dutta 等，2001），并比较了三角路由对分组传输的影响。

最初，使用一次子网切换期间的不同分组尺寸，比较基于 SIP 的移动性和移动 IP 的延迟。通过使用一种基于 SIP 的移动协议，可针对实时（RTP/UDP）流量得到 50% 的单向延迟改进，由此提供了延迟方面的降低，对于大型分组从大约 27ms 的基线降低到大约 16ms，由于避免了附加的 IP 封装 IP，在利用率方面有 35% 的增

加。图6.40给出相比于MIP，针对各种数据分组尺寸，SIP的端到端时延方面的降低，这些数据是从基于NS2的仿真（Simulator，2005）和实验室试验中得到的。仿真结果表明，CH和MH之间的直接信令路径是如何最小化数据分组的端到端时延并降低数据开销的。这些试验结果表明，通过维护MH和CH之间的一条直接信令路径，对于有安全保障的域间移动而言，可优化数据分组的端到端时延和分组丢失。

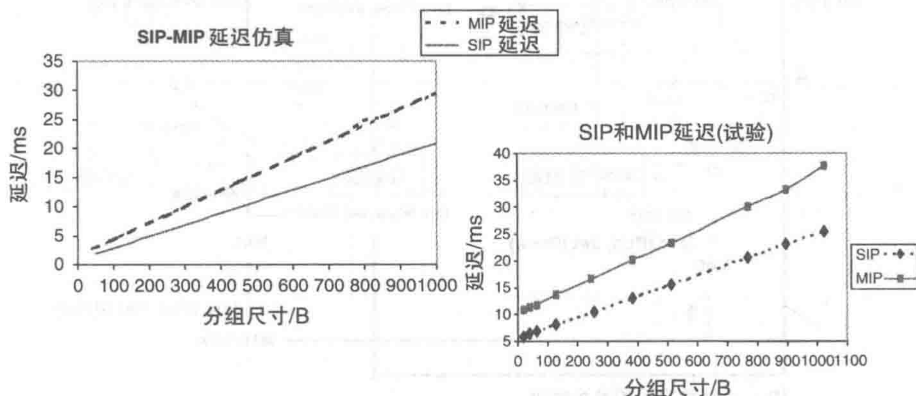


图6.40 基于SIP和MIP的单向数据传输时延

6.10.4 在端点处截获器辅助的分组修改器

采用位置注册器的移动IP（MIP-LR）（Jain等，1999）使移动节点能够向多个位置注册器注册，并避免数据的三角路由。采用应用层模块即一个分组截获器和一个分组修改器，增强原始MIP-LR。在发送方侧和接收方侧的分组截获器和修改器模块相互协同，提供路由优化，做法是将数据直接发送到移动节点，并通过避免隧道而降低数据开销（截获器模块截获正在发送的分组，而在发送方侧的分组修改器模块在分组被传输之前修改分组的目的地址）。在将分组发到应用之前，接收方侧的分组修改器将目的地址改回移动节点的永久地址。采用这种方式，应用层不知道底层IP地址的改变，而来自通信主机的分组被直接发送到移动节点新的附接点。由测试床（Dutta等，2005a）得到的试验结果验证了，相比共位模式，在管理开销方面可得到高达50%的降低，在端到端时延方面可得到高达40%的改善。

图 6.41 给出在 MIP－LR 中是如何实现分组截获器和分组修改器的。图 6.42 给出在其中实施这个试验的试验测试床。移动主机（图中的 mh）是在两个 802.11 接入点之间移动的。delay1 和 delay2 是在 CH 和 HA 之间模拟的时延。这些时延是使用一个 NIST 时延仿真器引入的。lr1 和 lr2 是拜访网络中的位置注册器，ha 是家乡代理。

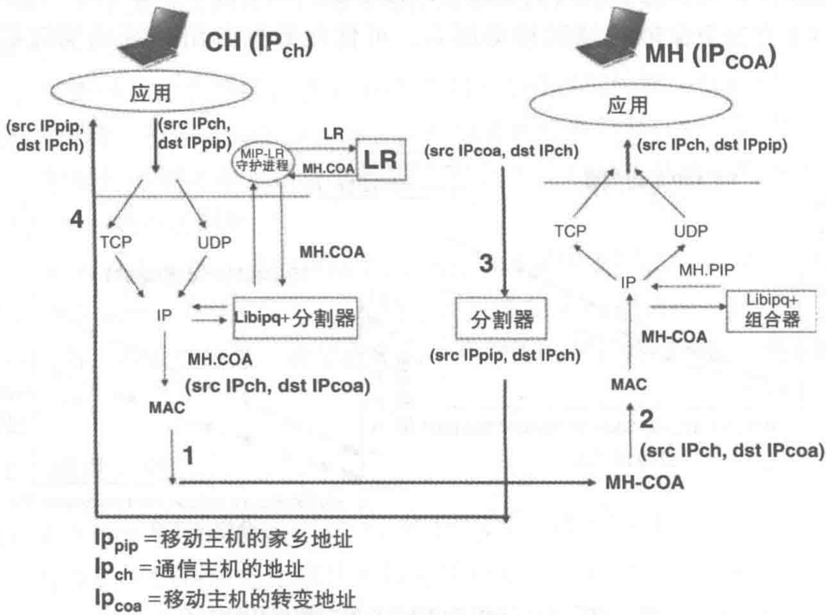


图 6.41 MIP－LR 的分组截获技术

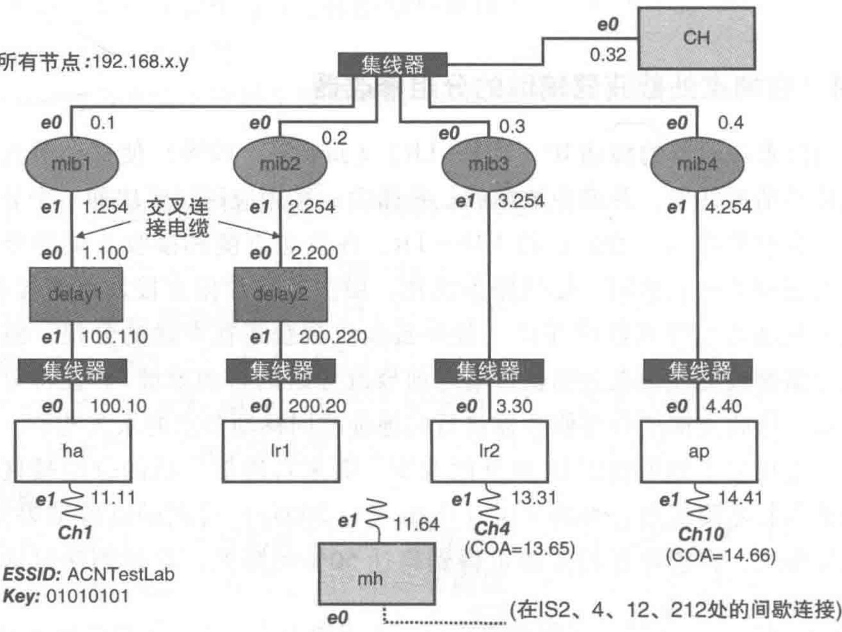


图 6.42 MIP－LR 的试验测试床

表6.7给出在截获器辅助的MIP－LR和MIP之间，针对两种固定的净荷尺寸即64字节和1024字节下CH和MH之间往返时延（RTT）的比较。这些结果表明，当净荷尺寸增加时，MIP－LR的性能超过MIP。当时延因子delay1变化时，若仿真CH和HA之间的距离增加，MIP－LR的RTT不会受到影响，原因是到MH的分组不必通过家乡代理进行传输，这是从移动节点到CH的直接绑定更新的结果。这些结果展示说明了所建议技术在CH和MH之间提供一条直接路径的效果。即使在家乡网络和拜访网络之间的网络时延增加的情况下，在移动IP情形中，对端到端分组时延也没有影响。

表6.7 路由优化的试验验证

字节数	分组尺寸			
	模拟的时延0ms		模拟的时延10ms	
	MIP(RTT)/ms	MIP－LR(RTT)/ms	MIP(RTT)/ms	MIP－LR(RTT)/ms
64	5.9	4.1	25.3	5.4
128	6.6	4.7	27.4	5.6
256	8	5.9	28.1	6.2
512	13.9	10.2	32	10.8
1024	19.5	13	39.5	14.2
字节数	模拟的时延20ms		模拟的时延40ms	
	MIP(RTT)/ms	MIP－LR(RTT)/ms	MIP(RTT)/ms	MIP－LR(RTT)/ms
64	45.2	5.9	85.3	7.2
128	46	6.9	86.3	8.6
256	48	7.8	88.2	10
512	51.9	11.4	92	13.8
1024	59.4	15.4	99.7	16.9

6.10.5 截获中介辅助的路由优化

在一些情形中，当使用移动IP作为移动协议时，由于由底层网络层移动机制导致的路由间接法，导致应用层信令的转发被延迟。例如，在一个基于IMS的环境中，当移动节点处于一个拜访网络中时，移动节点的SIP信令要通过外发SIP中介服务器P－CSCF（中介呼叫会话控制功能）。但是，由于底层网络层移动协议移动IP，即使SIP中介服务器非常靠近移动节点，SIP信令也要路由通过家乡代理。在移动节点切换到新网络之后，这将延迟SIP重新注册规程和SIP再次邀请过程。

例如，在MIPv4中，在FA处的反向隧道强制来自一个移动节点的分组要路由通过家乡代理，导致附加的路由传输。在应用层，SIP信令通常要被路由通过比较靠近移动节点的一个外发中介（例如，一个SIP服务器）。但是，由于由底层移动

层导致的间接做法，这些分组在被定向到网络边缘的应用服务器之前，需要传输到家乡网络。这种附加的路由导致影响切换的信令时延。

图6.43所示为试验测试床，其中应用路由优化技术，降低信令流量中的传输时延。实线给出优化的路径，虚线给出通过家乡代理路由的非优化路径。

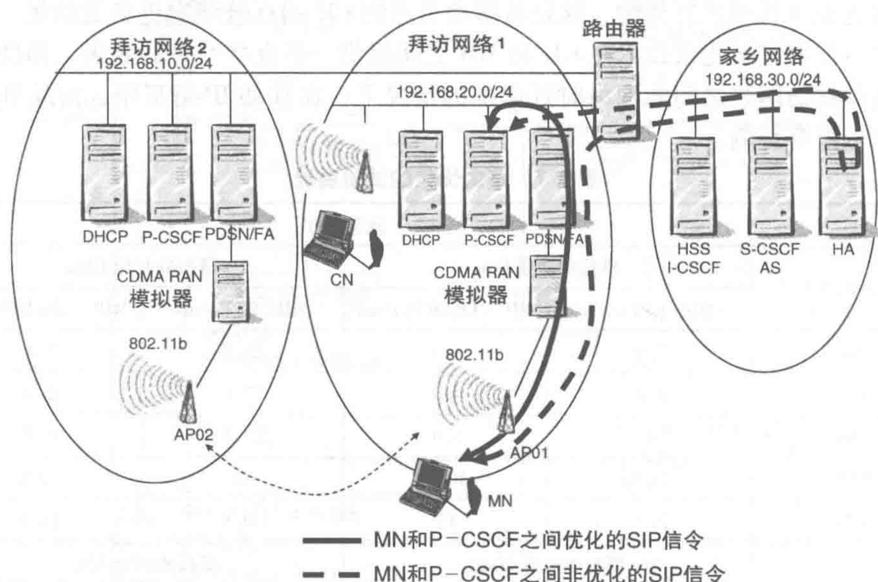


图6.43 信令流量的路由优化

RFC 3024（Montenegro，2001）规范了一种方式，利用一种封装交付风格，实施选择性的反向隧道。这样做的意图是支持到局部资源的分组交付。打算使用反向隧道传输的分组，使用封装的交付风格（通过MN-FA隧道）由MN发送。FA必须以反向隧道将这些分组，传输到HA。不打算采用反向隧道传输的分组使用直接交付风格（没有封装的）发送；FA转发这些分组，但不使用反向隧道将它们发送到HA。MN使用正常的IP路由，发送所有去往P-CSCF的分组，而FA将这些分组作为常规分组进行转发。

通过优化从MN到P-CSCF的路由，这种方法解决了烦人的（trombone）路由问题的一部分。但是，由P-CSCF去往MN的分组将仍然通过HA路由。另外，采用封装式交付的这种选择性反向隧道法，要求对MIP协议的行为做出改变。由此，对于已经安装的MIPv4基础设施，并不期望这项功能特征。

本节给出一种截获器辅助的技术，在拜访网络中优化从MN到P-CSCF以及从P-CSCF到MN的分组交付。由此，代价被表示为时延。所提方法给出FA和P-CSCF之间的一种封装技术。这种方法在FA和P-CSCF中安装分组截获器和转发模块，在两个方向上实施选择性隧道操作，它也为由P-CSCF出发目的地为MN

的所有分组在 P-CSCF 和 FA 之间建立一条 IP-IP 隧道。通过 P-CSCF-FA 隧道在 FA 处接收到的分组在 FA 处解封装，并被转发到 MN。这等同于如下方式，即处理通过 HA-FA 隧道在 FA 处接收到的封装分组。另外，它不要求在 MIP 功能行为方面的任何改变。图 6.44 和图 6.45 分别给出没有路由优化和采用路由优化的 SIP 信令流程。

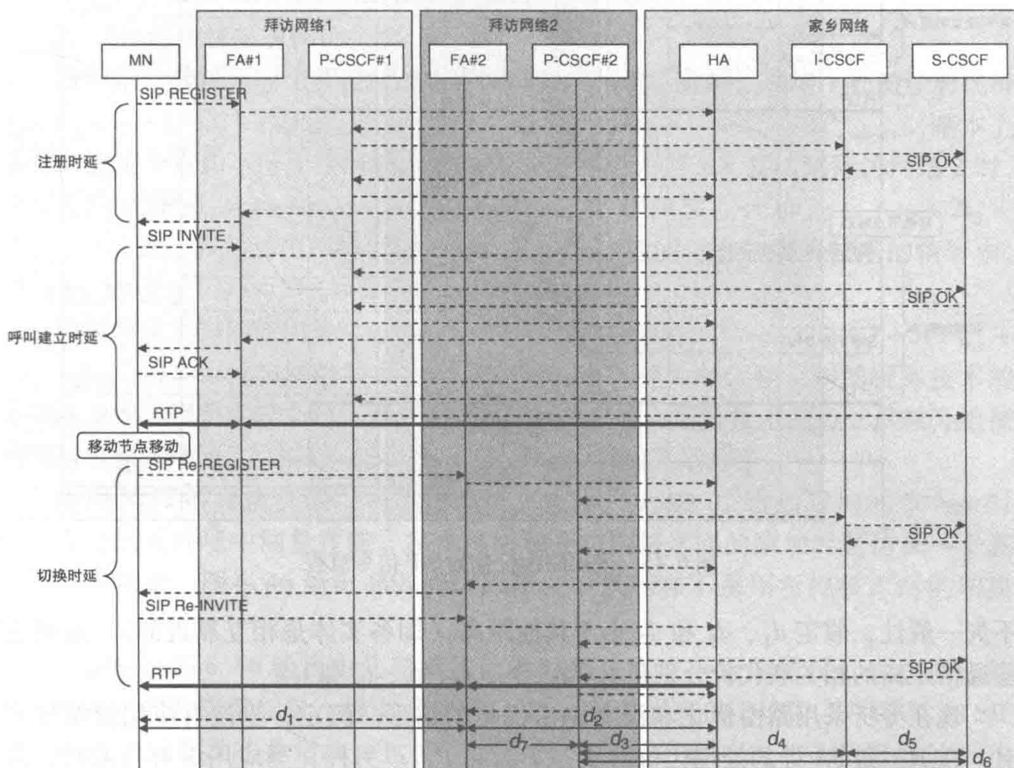


图 6.44 没有路由优化的 SIP 信令流程

6.10.6 代价分析和试验分析

在一个基于 MIPv4 的移动环境中，应用这项技术优化 SIP 信令消息（如 re-REGISTER 和 re-INVITE）的路径。

本节基于由信令消息传输导致的代价和网络节点处的处理代价，给出时延的一种简单计算。在这项分析中，没有包括每个网络节点中所有的处理代价。假定 MN 和 FA 之间的通信距离是 d_1，FA 和 HA 之间的通信距离是 d_2，HA 和 P-CSCF 之间的通信距离是 d_3，P-CSCF 和 I-CSCF（查询呼叫状态控制功能）之间的通信距离是 d_4，I-CSCF 和 S-CSCF（服务呼叫会话控制功能）之间的通信距离是 d_5，P-CSCF 和 S-CSCF 之间的通信距离是 d_6，FA 和 P-CSCF 之间的通信距离是 d_7。

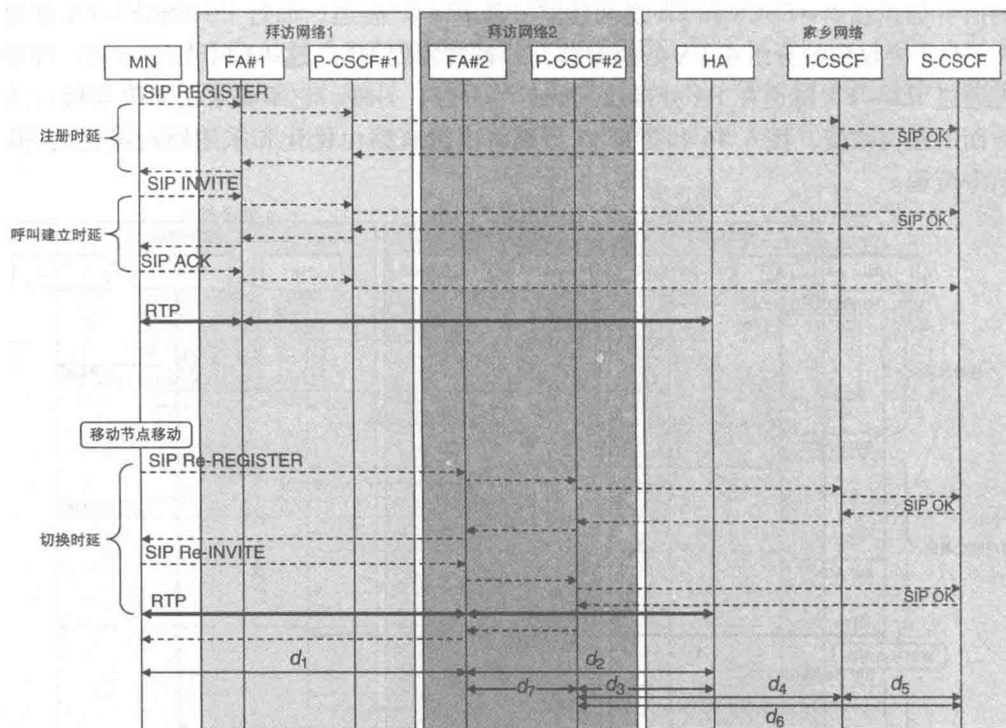


图 6.45 采用路由优化的 SIP 信令流程

不失一般性，假定 d_1、d_5 和 d_7 小于其他距离（即各实体是相互靠近的）。通过这些通信距离的相关联代价分别是 t_1、t_2、t_3、t_4、t_5、t_6 和 t_7。

现在分析采用路由优化和没有路由优化的情形。假定，当没有应用缓解技术时，在 HA 和 FA 处的处理代价分别是 P_{HA} 和 P_{FA}。另外，当应用缓解技术时，由于修改分组以及在 FA 和 P－CSCF 处的附加查找，存在一项附加的处理代价。假定针对每条消息，这项附加的处理代价是 P_{mitigate}。在使用缓解的优化情形中，因为信令不通过 HA，所以就完全避免了在 HA 处的处理。

1. 没有路由优化的代价分析

首先，讨论没有应用缓解技术的情形。在移动之前，MN 处在拜访网络 1 中，并遇到注册和呼叫建立时延。参见图 6.44，可如下计算这些时延。SIP 注册代价是 $2(t_1+t_2+t_3+t_4+t_5)+2(P_{\mathrm{HA}}+P_{\mathrm{FA}})$。类似地，呼叫建立由三条基于 SIP 的信令，即 INVITE、OK 和 ACK。这个代价是由数据传输和处理操作导致的，等于 $3(t_1+t_2+t_3+t_6)+3(P_{\mathrm{HA}}+P_{\mathrm{FA}})$。当 MN 移动到拜访网络 2 时，它需要重新注册。存在其他共性操作集，这是切换过程的组成部分，例如发现 P－CSCF 用的 PPP 建立和 DHCP 操作，对于有无缓解技术的两种情形，这些都是相同的。由此，在拜访网络 2 中的注册代价与在拜访网络 1 中的注册代价是相同的，等于 $2(t_1+t_2+t_3+t_4+$

$t_5) + 2(P_{HA} + P_{FA})$。因为 re - INVITE 和 200 OK 信令，帮助在 P - CSCF 中创建新的语境，P - CSCF 为相应 FA 处的媒体打开大门，这些操作也包括在这项操作之中。

计算在拜访网络 2 中的呼叫建立代价，为 $t_1 + t_2 + t_3 + 2t_6 + P_{HA} + P_{FA}$。由此，当没有应用优化技术时，计算总切换时延 D_1，为 $3(t_1 + t_2 + t_3) + 2(t_4 + t_5) + 2t_6 + 3(P_{HA} + P_{FA})$。

2. 采用路由优化的代价分析

接下来，分析当应用所提缓解技术时的相应代价。在拜访网络 1 处的注册代价是 $2(t_1 + t_7 + t_4 + t_5) + 2P_{mitigate}$，呼叫建立延迟是 $3(t_1 + t_7 + t_6) + 3P_{mitigate}$。基本上而言，这两个值比不应用缓解技术时得到的值要小。当 MN 移动到拜访网络 2 时，重新注册代价是 $2(t_1 + t_7 + t_4 + t_5) + 2P_{mitigate}$，呼叫建立代价是 $t_1 + t_7 + 2t_6 + P_{mitigate}$。由此，在从拜访网络 1 切换到拜访网络 2 期间，采用缓解技术的情形中，时延 D_2 是 $3(t_1 + t_7) + 2(t_4 + t_5) + 2t_6 + 3P_{mitigate}$。

由缓解技术得到的切换时延增益计算得到 $(D_1 - D_2) = 3(t_2 + t_3 - t_7) + 3(P_{HA} + P_{FA} - P_{mitigate})$。当拜访网络和家乡网络之间的距离越大时，感觉到的缓解技术的影响就越大。当距离较小时，烦人的（trombone）路由缓解技术的益处就被分组捕获和封装操作期间 FA 和 P - CSCF 处的附加处理时间所抵消了。

使用 NIST 时延仿真器，将通信距离 d_2、d_3、d_4 和 d_6 增加附加的 500ms 时延，并在试验环境中测量性能。家乡网络和拜访网络之间的附加时延仿真一个真实的部署场景。图 6.46 给出 IMS 测试床环境中采用和不采用所提技术时的切换时间。

特别地，图 6.46 给出由几项操作而将时延分解成分量的情况，这些操作如层 2 切换、PPP 链路配置、移动 IP 注册、P - CSCF 发现的 DHCP INFORM 和 SIP 相关的信令。重要的是指出，这两项路由优化技术不影响由非 SIP 相关的操作（如 PPP、层 2 和 DHCP）导致的时延，由此在采用和不采用缓解技术的两种情形中保持相同。由此，仅将焦点放在由 SIP 相关操作导致的切换时延降低的比较方面。由 SIP 信令导致的时延量是总切换时延的一个大份额。例如，当不应用所提的缓解技术时，由 SIP 信令导致的时延是 6.5s，几乎达到总时延 9.4s 的 70%。当应用所提技术时，由 SIP 信令导致的时延降低到 4.9s。使用这项技术展示说明，SIP 信令分组不会受到由底层移动协议施加的分组间接法的影响。例如，当应用这项技术时，与没有采用优化技术的 4025ms 相比，SIP 重新注册花费大约 3205ms。类似地，相比没有采用缓解技术的 2502ms，SIP re - INVITE 花费大约 1660ms。

但是，因为附加的分组捕获和分组修改操作，所提技术涉及 FA 和 P - CSCF 处的附加处理时间。在 FA 和 P - CSCF 处的这项附加处理时间与采用所提技术而导致切换时延的降低之间存在一项折中平衡关系。当 SIP 服务器位于拜访域中接近移动

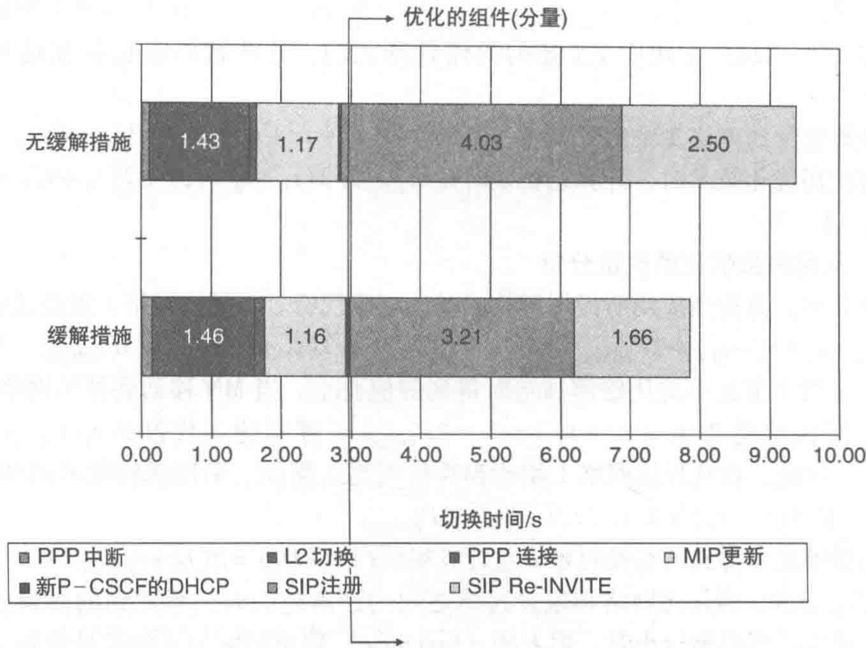


图 6.46 使用分组截获器的路由优化时的结果

节点而家乡网络远离拜访网络时，这项所提技术的效果要比较明显。在 Chiba 等（2007）中描述了这些技术的实现细节。

6.10.7 基于绑定缓存的路由优化

本节介绍一项基于绑定缓存的技术，它可应用到中介 MIPv6（Gundavelli 等，2008），最小化域内和域间移动性的端到端媒体时延。这项技术使用 6.10.1 节中列出的原则 1。附录 B 中定义了中介 MIPv6 中使用的多项术语。图 6.47 给出一个中介 MIPv6 架构的基本网络配置，其中涉及一个 MN 的 LMA 内移动。一个中介 MIPv6 域装备有一个特定的 LMA，该 LMA 作为一个家乡代理。通信节点可属于相同中介 MIPv6 域或不同域。如果 LMA 被放置在远离 MAG（媒体访问网关）处，那么各 MN 之间的媒体交付将被大量地延迟。在这个特定的 LMA 内场景中，MN#1 锚定在 MAG#1 处，而 MN#2 锚定在 MAG#2 处。MN#2 与 MN#1 建立通信，之后实施到 MAG#3 的一次切换。在没有任何路由优化时，在切换之前，MN#1 和 MN#2 之间的数据通信通过 MAG#1、LMA 和 MAG#2，而在切换之后，通信要经过 MAG#3。由此，人们期望的是，降低切换前后与数据传输相关联的媒体路由（时延）。在 LMA 内场景中，MN#1 和 MN#2 工作在相同 LMA 下，MN 的移动受限于相同 LMA 下的各 MAG。当部署路由优化技术时，若分组旁路 LMA，通信路径被缩短。点式线给出通过 LMA 的非优化路径，实线给出旁路 LMA 的路由优化路径。类似地，对

于LMA内的移动，避免了通过LMA的数据传输，数据直接从一个MAG转发到另一个MAG。

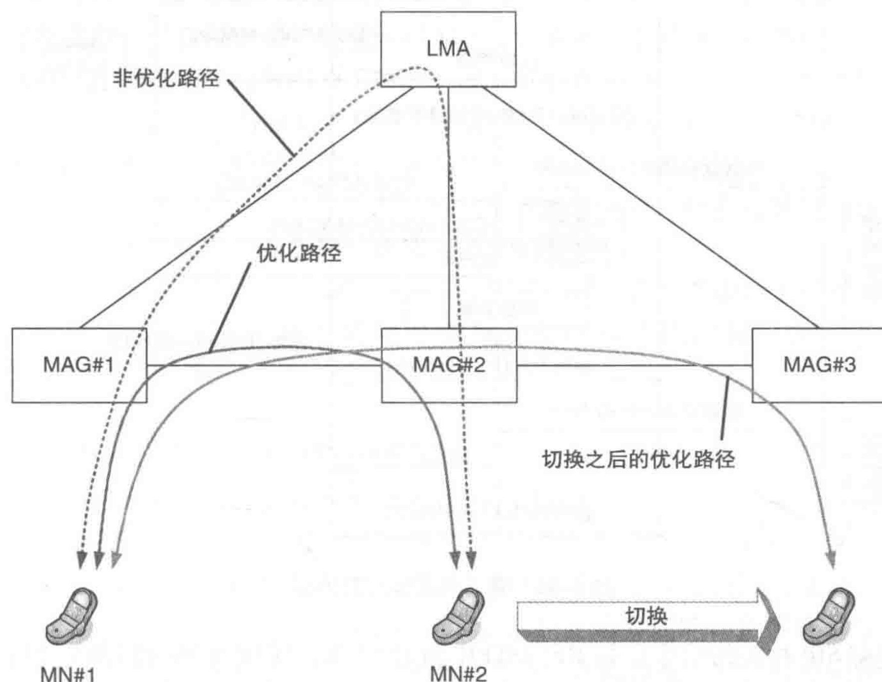


图6.47 基于绑定缓存的路由优化采用的架构

图6.48给出基本优化规程和与优化技术之一相关联的流程，这些技术利用LMA和MAG处的一个绑定缓存表项（BCE）。在这幅图中，首先给出从MN#1到MN#2的路径优化。在切换之前，MN#1附接到MAG#1，之后MAG#1代表MN#1，向LMA发送一条PBU（中介绑定更新）消息。类似地，MN#2连接到MAG#2，MAG#2代表MN#2触发到LMA的一条PBU消息。在MN#1到MN#2的初始分组打上隧道，并通过LMA发送。一旦LMA得到这条分组，它推断出如何将分组转发到MAG#2。之后，LMA发送一条新消息［称作CBU（相应的绑定更新）消息］到MAG#1，将MAG#2是MN#2锚点的信息通知MAG#1。在得到这条CBU消息之后，MAG#1维护将MAG#2映射到MN#2的一个缓存，并将称作一条CBA（相应的绑定确认）消息的一条响应消息发送到LMA。由此，从MN#1出发目的地为MN#2的任何后续分组都由MAG#1截获，并被转发到MAG#2，而不是转发到LMA。由此路由优化分组的轨迹成为MN#1→MAG#1→MAG#2→MN#2，而不是MN#1→MAG#1→LMA→MAG#2→MN#2，由此，优化了从MN#1到MN#2的数据分组的路由。

表6.8比较了采用路由优化技术和不采用该技术时的结果。特别地，这些结果给出各MN之间的端到端媒体时延以及各MN的SIP信令时延。在一个IMS网络

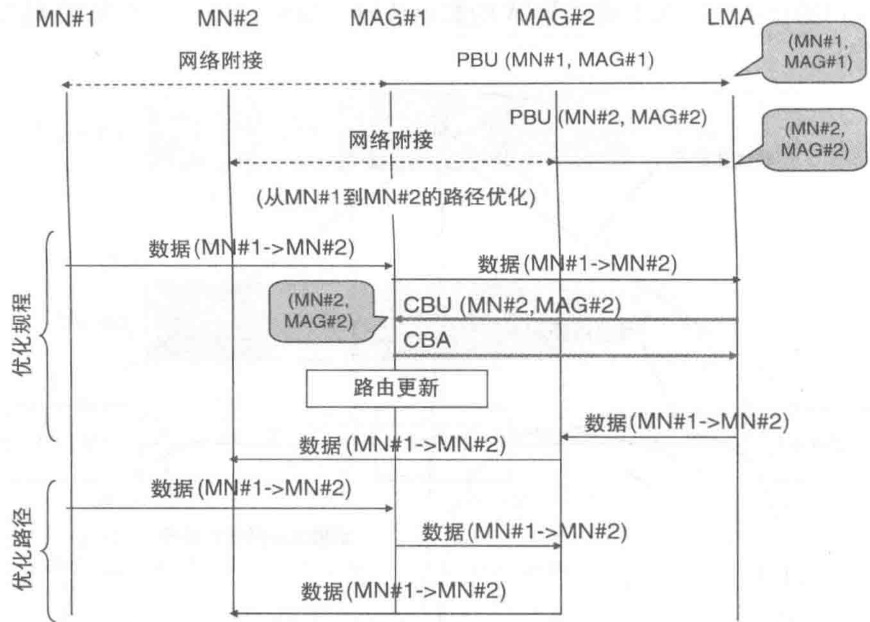


图 6.48 基于绑定缓存的流程

中，所有 SIP 相关的信令，如 REGISTER 和 INVITE，使用 MAG 和 LMA 之间的隧道，一路穿越到家乡网络。由此，路由优化技术没有降低 SIP 信令时延，这不像 6.10.5 节中描述的截获中介辅助的路由优化技术。在没有采用一项路由优化技术时，媒体流量流经 LMA。但是，当应用路由优化时，媒体流量旁路 LMA，并通过在各 MAG 之间建立的隧道在各 MAG 之间流动。明显地可由表6.8 中看出，当采用路由优化技术时，如果 LMA 和 MAG 之间的时延增加，则端到端媒体时延不会受到影响。由此，如果在移动节点移动到新网络之后，采用路由优化技术，则切换时延将降低。

表 6.8 使用绑定缓存方法的路由优化（RO）得到的结果

	MAG 和 LMA 之间附加的往返时延							
	50ms		100ms		150ms		200ms	
路由优化	RO	非 RO	RO	非 RO	RO	非 RO	RO	非 RO
端到端媒体时延/ms	12	71	12	107	15	167	12	213
SIP REGISTER 时延/s	2.34	2.50	2.84	2.82	3.40	3.41	3.90	4.18

在一项 IETF 草案中也给出了这项优化技术的细节（Chiba 等，2008）。

6.11 媒体无关的跨层触发器

跨层触发器是有用的提示信息，可加速发生在每层中的顺序切换操作。这些切换触发器可应用在切换过程的几个阶段期间，即在切换发起、发现和配置期间。一般而言，低层事件是作为触发器传递到高层的，从而可加速高层中的移动相关功能。低层触发器为一个即将到达的切换事件而使移动节点做好准备，做法是提前实施切换操作的不同阶段。层 2 触发器可辅助层 3 操作，这些操作可排他性地依赖于这些指示器实施特定动作，如网络附接或拆除的检测。

本节首先描述当基于跨层触发器而设计切换机制时需要考虑的主要原则。之后描述一些相关研究工作，其中使用跨层触发器加速切换过程。最后定义基于 802.21 的跨层触发器。

6.11.1 主要原则

下面是当设计跨层触发器时应该考虑的一些原则：

1）切换相关功能跨越协议栈的不同层，并独立地执行。为进行高效的网络通信，一个协议层利用跨层信息（如来自层 2 触发器的信息）是至关重要的。

2）因为每个协议层在当前操作系统中也是独立地实现的，所以在协议层之间交换控制信息是非常困难的。由此，为触发其他的切换操作，拥有可跨层传递信息的一些抽象原语集是有帮助的。

3）跨层事件之间的交互通信加速了另一个层中的一个特定事件。

4）当移动节点了解到一次即将发生的切换时，加速切换发起过程。有关一次即将到达的切换操作的提前指示帮助移动节点为上层收集信息。

5）来自低层的触发器帮助发起多项高层操作，如层 3 发现、附接和配置过程。

6.11.2 相关工作

存在一些相关文章，其中展示了切换期间低层触发器的影响。Teraoka 等（2008）针对层 3（L3）驱动的快速切换，提出统一的层 2（L2）抽象。Yokota 等（2002）描述一种链路层辅助的移动 IP 快速切换方法，它使用 MAC 网桥和 802.11 接入点的一个组合体，降低子网切换期间的切换时长和分组丢失。Tseng 等（2005）为 IEEE 802.11 和移动 IP 环境描述了一种拓扑辅助的跨层快速切换设计。一个移动节点可利用跨层拓扑信息（如 802.11 接入点和移动 IP 移动代理之间的关联）和层 2 触发器一起，与层 2 切换并行地或在层切换之前，启动层 3 切换相关的活动，如代理发现、地址配置和注册。但是，这些触发技术是接入特定的，不定义任何抽象原语。对 MIHF（媒体无关切换功能）（Das 等，2009）的开发有所贡献，

IEEE 802.21 工作组最近对 MIHF 进行了标准化。不像其他提案的是，这项工作开发了可应用来支持异构接入网络（如 802.11 和 CDMA 网络）之间切换的抽象原语。本节描述了 802.21 服务的一些功能单元，但在第 11 章给出涉及移动节点发起和网络发起切换的试验结果。

6.11.3 媒体无关切换功能

对跨层触发器的设计有所贡献，这种触发器在移动节点的发起阶段或发现阶段辅助移动节点完成工作，做法是提供有关一次即将到达的移动、附接到一个新网络和从一个老网络断开等的有用触发器。这些触发器中的多个触发器已经被标准化为信息服务、命令服务或事件服务，成为 MIHF 的组成部分。下面描述这些原语服务中的一些服务。图 6.49 给出 MIHF 如何能够使用多项信息服务、事件服务和命令服务原语与移动协议进行网络互联。

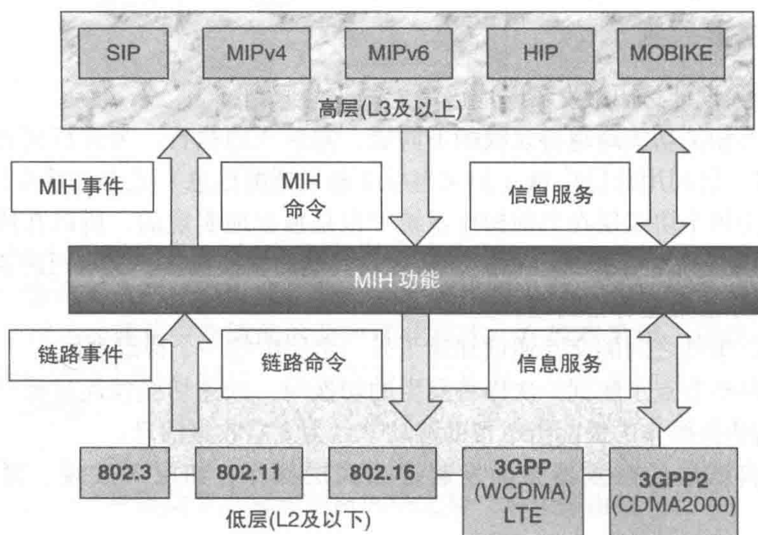


图 6.49 MIHF 的交互通信

1. 媒体无关事件服务

通过报告本地和远程事件，媒体无关事件服务（MIES）向上层提供服务。本地事件发生在一个客户端内，而远程事件发生在网络中的其他组件中，如路由器、接入点、服务器和通信主机。事件模型依据一个订阅和通知规程进行工作。一个媒体无关切换（MIH）用户（典型情况下是一个高层协议）向低层注册某些事件集，当那些事件发生时，该用户得到通知。在本地事件的情形中，信息是从 MAC 层向上传播到 MIH 层的，之后传播到上层。在远程事件的情形中，信息可能从一个栈中的 MIH 层或层 3 移动协议（L3MP）传播到一个远程栈中的 MIH 层或 L3MP。已经定义的一些通用事件包括 link up（链路上线）、link down（链路下线）、link pa-

rameters change（链路参数改变）、link going down（链路正在下线）和 handover imminent（切换即将进行）。在表 6.9 中描述了相关切换原语。采用事件服务的方式，在移动节点的上层得到有关下层中某些事件的通知之后，移动节点利用命令服务，控制链路切换到一个新的附接点。

表 6.9　MIHF 原语样例

MIH _ SAP 原语	服务种类	描述
MIH _ Capability _ Discover（MIH 能力发现）	管理	发现由 MIHF 支持的事件和命令列表
MIH _ Register（MIH 注册）	管理	向一个远程 MIHF 注册
MIH _ DeRegister（MIH 注销）	管理	从一个远程 MIHF 注销
MIH _ Event _ Subscribe（MIH 事件订阅）	管理	向一个本地或远程 MIHF 订阅一个或多个 MIH 事件
MIH _ Event _ Unsubscribe（MIH 事件取消订阅）	管理	从一个本地或远程 MIHF 取消订阅一个或多个 MIH 事件
Link - Detected（检测到的链路）	事件	检测到来自一个新接入网络的链路
MIH _ Link _ Up（MIH 链路上线）	事件	建立 L2 连接
MIH _ Link _ Down（MIH 链路下线）	事件	L2 连接丢失
MIH _ Link _ Going - Down（MIH 链路正在下线）	事件	预测 L2 连接将要下线
MIH _ Link _ Handover _ Imminent（MIH 链路切换即将进行）	事件	完成到一个新接入网络的 L2 链路切换
MIH _ Link _ Parameters _ Report（MIH 链路参数报告）	事件	链路参数超过了规范的阈值
MIH _ Link _ Get _ Parameters（MIH 链路获得参数）	命令	得到链路的状态
MIH _ Link _ Configure _ Thresholds（MIH 链路配置阈值）	命令	配置链路参数阈值
MIH _ Link _ Actions（MIH 链路动作）	命令	控制一个链路集的行为

（续）

MIH _ SAP 原语	服务种类	描述
MIH _ Net _ HO _ Candidate _ Query（MIH 网络 HO 候选查询）	命令	发起切换
MIH _ MN _ HO _ Candidate _ Query（MIH MN HO 候选查询）	命令	发起对候选网络的 MN 查询请求
MIH _ N2N _ HO _ Query _ Resources（MIH N2N HO 查询资源）	命令	查询可用的网络资源
MIH _ MN _ HO _ Commit（MIH MN HO 提交）	命令	将有关确定目标网络的信息通知服务网络
MIH _ Net _ HO _ Commit（MIH 网络 HO 提交）	命令	网络已经提交切换
MIH _ N2N _ HO _ Commit（MIH N2N HO 提交）	命令	将服务网络已经承诺切换的信息通知目标网络
MIH _ MN _ HO _ Complete（MIH MN HO 完成）	命令	发起 MN 切换完成通知
MIH _ N2N _ HO _ Complete（MIH N2N HO 完成）	命令	切换已经完成
MIH _ Get _ Information（MIH 获得信息）	信息	请求从库得到信息
MIH _ Push _ Information（MIH 提供信息）	信息	将运营商的策略或其他信息通知移动节点

2. 媒体无关命令服务

较高层使用媒体无关命令服务（MICS）原语控制低层的功能。MICS 命令被用来收集有关连接链路状态的信息，并将有关较高层移动和连通性决策的信息传递给低层。MIH 命令可以是本地的和远程的。它们包括从高层到 MIH 层的命令和从 MIH 层到低层的命令。MICS 命令的一些例子有 MIH Poll（MIH 轮询）、MIH Scan（MIH 扫描）、MIH Configure（MIH 配置）和 MIH Switch（MIH 切换）。这些命令指令一台 MIH 设备轮询连接的链路，了解它们的最新状态、扫描新发现的链路、配置新链路以及在可用链路之间切换。

3. 媒体无关信息服务

移动节点需要发现可用邻接网络，并与这些网络中的单元通信，以便优化切换过程。MIIS 定义信息元素和相应的查询 - 响应机制，这使一个 MIHF 实体能够发现和得到有关附近网络的信息。它提供对静态和动态信息的访问，包括邻接网络的名

字和提供者，以及信道信息、MAC 地址、安全信息以及有助于切换决策的有关较高层服务的其他信息。可通过低层和高层使这个信息成为可用的。在一些情形中，一些层 2 信息可能是不可用的，或层 2 信息不足以做出智能切换决策。在这样的场景中，可咨询较高层服务，在决策过程中提供辅助。MIIS 规范了表示信息的一种通用方式，做法是使用标准格式，如 XML（可扩展标记语言）和 TLV（类型-长度-值）。使一种较高层机制得到有关采用不同接入技术的邻接网络的信息，可缓解对一种特定接入相关发现方法的需要。基于 RDF（资源描述框架）实现了 MIIS 的一个版本。作为信息服务组成部分的多个跨层触发器，通过提前发现网络组件，可帮助加速切换过程的发起过程。用来发现网络服务的两个 MIIS 原语是 Get _ Info _ Request（获得信息请求）和 Get _ Info _ Response（获得信息响应）。

图 6.50 显示本地和远程 MIH 功能是如何相互通信的。表 6.9 列出几种类型的 MIH 原语及其交互通信。这些被分类为管理、事件、命令和信息服务。存在几种场景，其中这些触发器对于加快切换操作可能是有用的。已经对这些基于 802.21 的触发器中的一些技术进行了试验，并展示说明这些技术如何被用作多项现有移动协议（如 MIPv6 和基于 SIP 的移动性）和优化方案（如媒体无关预认证）的辅助。在第 11 章描述试验结果。

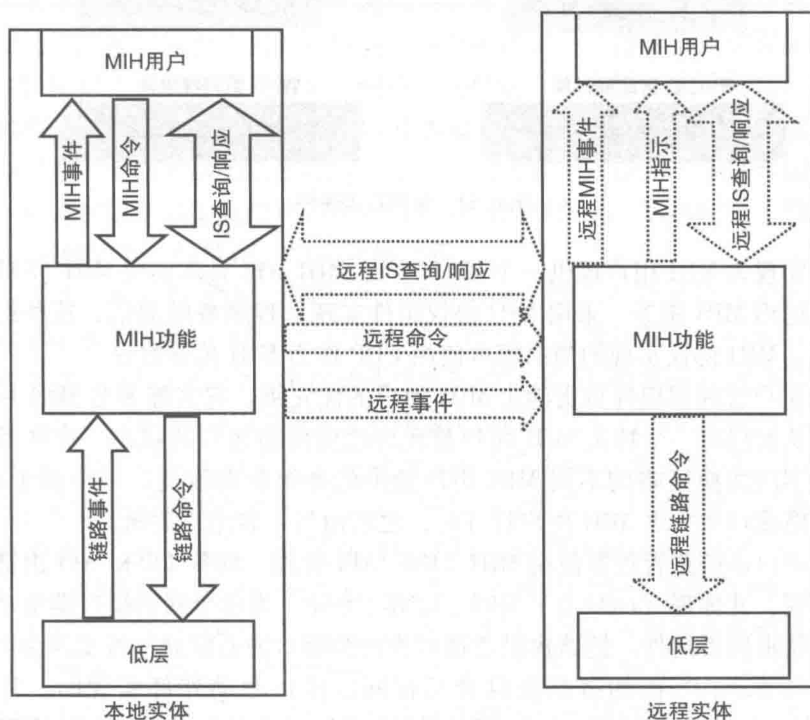


图 6.50　采用 MIH 功能的跨层触发器

4. MIHF 实现

本节描述 MIHF 的软件实现。MIH 的软件实现包括 MIHF 和 MIH 信息服务器。该软件是采用 Java 1.6 实现的，由此在不同操作系统间是可移植的。MIHF 软件实现的不同组件如图 6.51 所示。

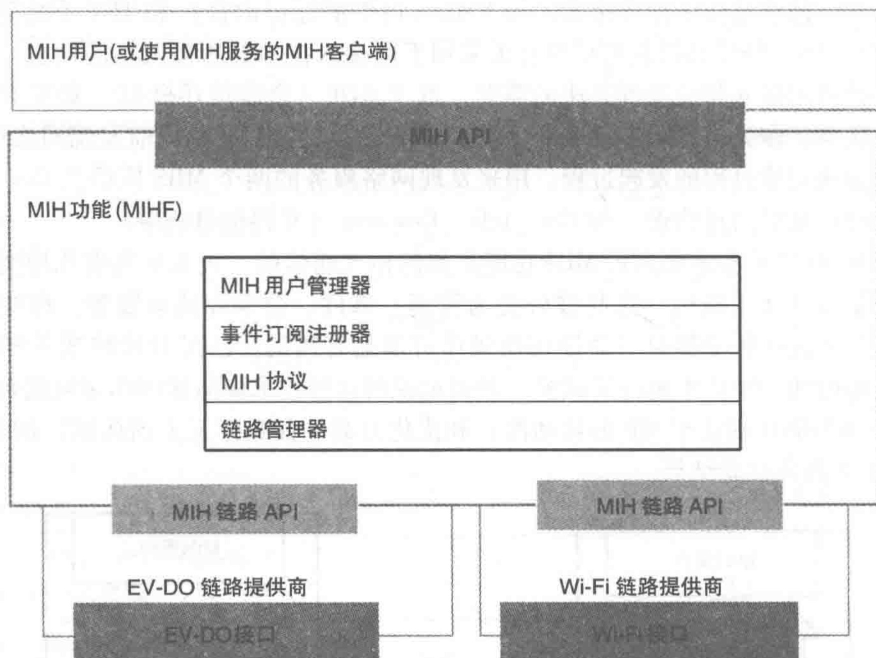


图 6.51　MIHF 实现栈

这个实现为 MIH 用户提供一个 MIH API。MIH API 具体实现 MIH _ SAP，并支持本地和远程 MIH 服务。采用 MIH 协议组件实现远程服务的通信，这些组件实现 MIH 协议。MIH 协议实现的当前版本使用 UDP 作为 MIH 传输协议。

MIH 用户管理器组件负责确定 MIH 用户的优先级。它实施多名 MIH 用户之间的协调，从而仅有一个特定 MIH 用户被允许改变网络接口的状态。这样就防止了同时利用不同切换策略的不同 MIH 用户做出的冲突状态改变。一个例子可能是，当一个网络接口由一名 MIH 用户打开时，之后由另一名用户关闭。

网络接口由链路管理器使用 MIH LINK API 管理。MIH LINK API 由链路提供者组件实现，并体现（embody）MIH _ LINK _ SAP。为每个网络接口类型定义一个不同的链路提供者组件。链路提供者被看作网络接口的适配器，可实现为内部或外部网络接口驱动。当前的链路提供者是在网络接口驱动外部实现的，并在一个 Linux 环境中支持 IEEE 802.11 和 CDMA2000 EV－DO 接口的 MICS 和 MIES。链路提供者是采用 Java Native 接口以 Java 实现的，利用了设备特定的 C 调用，原因是多数设备驱动有 C API，而没有 Java API。

一个链路提供者实现一个 Link _ Parameter _ Report（链路参数报告）事件通知，当相关接口越过一个配置的阈值时，产生事件通知。为了避免由于频繁变化的信号强度而导致事件通知的洪泛，所提链路提供者实现了一种功能，在报告到 MIHF之前，平滑掉实际的信号强度。另外，当实际越过阈值时，这也许会延迟响应时间。事件订阅注册器组件为由 MIHF 监测的链路层事件，管理本地和远程事件订阅。它也汇聚多个事件（同一 MIHF 的多名用户）订阅为单条事件订阅，并当接收到事件通知时，将通知交付到订阅的 MIH 用户。

IEEE 802.21 信息服务器（IS）被实现为一个 MIH 用户，它通过与 MIH 协议组件的交互通信而对 MIIS 查询做出响应。在初始化时，IS 向本地 MIHF 注册，接收在 MIH _ Get _ Information（MIH 获得信息）请求消息中携带的 IS 查询。注册之后，它就准备好对其他 MIH 用户发送的查询做出响应。当前实现，使用 SPARQL 查询语言，支持 IS 对 RDF 数据的查询。IS 使用一个 Oracle 11g 数据库查询 RDF 数据。

在第 11 章中给出与基于 802.21 跨层触发器相关的试验结果。

6.11.4 比较快速的链路下线检测方案

一个移动节点在一个低层中越快地检测到连接的丢失，则这个信息就可越快地传递到高层，以便完成切换相关的信息。本节描述在一个移动节点中确定链路下线指示的一种优化方法。链路下线是由链路层提供的一个事件，表示与接口相关联的一个状态改变，表示该接口不再能够传输数据分组。提出的这种方法使用 MAC 层操作，验证与一个接入点的通信能力。这些方法可被用来提供一个快速链路下线事件指示，并可在快速辅助高层协议采取行动方面提供帮助。这项链路下线检测技术可与 802.21 触发器一起使用，加快切换过程。

在一项基于 802.11 的层 2 操作中，当前与一个接入点管理的一个客户端可能经历突然的中断，这是由 AP 或客户端中的一次设备故障导致的，或也许由客户端的一次出人意料的快速移动（将移动节点快速地带出 AP 的范围）导致的。在这种场景期间，在客户端中使用信号质量立刻确定链路下线，可能是有误导作用的，原因是客户端仅基于最后接收的帧校准链路质量的。因此，链路质量仅代表历史数据，仅在移动节点没有接收到一定数量的期望信标帧之后才被重置。其他实现使用失效的传输事件（RTS/CTS）验证连通性（Velayos 和 Karlsson，2004）。

设计了一种优化的链路检测技术，它在一些确定的条件下使用 802.11 帧被动监测和 AP 主动探测的一种组合方法。这种方案与独立指示器监测的组合法提供了链路下线检测的一个变体，可适用于不同场景。采用这样的方法，移动节点可快速确定一次突然的中断事件，并快速地将链路下线指示传播到高层协议，如移动节点中的移动 IP 栈。对于优化切换操作的整体序列，诸如链路下线和链路正在下线这样的事件触发器是有用的。

现在描述快速检测算法的细节。快速检测算法的目的是提供一个确定性的度量，指明在一个相对短的时间段内发生了完全的链路丢失。正常情况下，当存在非常严格的时间约束（在毫秒量级上）时，因为如下因素，确定性的指示器可能对于802.11网络是存在歧义的：

1）当仅移动数米时，信号强度可改变几个dB。这些波动的低点可导致短时间段内链路丢失的一个"虚假"指示。

2）一个不稳定的分组丢失率也可导致"虚假"指示。多数802.11链路有一个稳定的丢失率，虽然人们期望将存在突发丢失率时段，这也许是由于流量需求增加或突发流量导致的。

3）可能存在来自非AP STA发送信道内或附近一个临近AP的传播干扰。这与前一个因素有关，其中分组丢失率处在一个高稳定水平。这是由802.11 MAC的DCF算法（del Prado Pavon和Choi，2003）加剧，可能导致要求一条ACK（确认）的任何帧的时延。

4）可能发生多路径衰落。但是，虽然这可能归咎于前一个因素，但在最新的DSP/芯片组实现中不太可能发生，这些实现可对这个效应进行补偿。

下面描述三种基本方式，其中可在一个IEEE 802.11网络中实施链路下线检测。

1. 被动扫描

在被动扫描期间，接入点在周期间隔广播信标。一个移动节点统计连续信标丢失的数量。如果自从上个信标接收或丢失以来，在一个时间段T_B内，移动节点没有接收到一个信标，则认为该信标丢失了。如果连续信标丢失数达到一个阈值N_B，则称一次被动扫描失败了。当一次被动扫描失效时，则认为该链路下线。由此，检测时间是$T_B \times N_B$。但是，这种方案遇到一些缺陷。如果T_B较大，则检测速度就是缓慢的；如果T_B较小，则会存在太多的信标。如果N_B较小，则虚假链路下线检测的概率增加。

2. 主动扫描

一个移动节点每个间隔时间T_P单播一条探测请求。如果发送次数达到一个阈值N_P且没有接收到探测响应，则称一次主动扫描失败了。如果在达到N_P之前，至少接收到一条探测响应，那么该主动扫描就成功了。当一次主动扫描失效时，称链路是下线的。由此，检测时间是$T_P \times N_P$。但是，主动扫描存在多个问题。如果T_P较小，则会存在太多的探测流量。同样，如果N_P较小，则虚假链路下线探测的概率增加。但是，如果T_P较大，则检测速度是缓慢的。

3. 混合扫描

混合扫描是被动扫描和主动扫描的一个混合体。这里，移动节点正常地实施被动扫描。当一次被动扫描报告一次失效，移动节点开始主动扫描，而不是立刻认为链路是下线的。如果主动扫描也失效，则认为链路下线。如果主动扫描成功，则移

动节点切换回到被动扫描。由此，认为检测时间等价于 $T_B \times N_B + T_P \times N_P$。方案的这个组合体，相比于单纯的被动扫描或主动扫描，减少了虚假检测的概率，但在繁重负载条件下，对于相同的 N_B 和 N_P 成对值，虚假检测的概率大于轻载条件下的概率。

4. 独立的修饰符

通过使用独立的修饰符，可考虑流量流，原因是这些修饰符可直接影响基本算法集。将这些修饰符添加到基本算法产生各种变种，它们使用发送帧和接收帧作为信标和探测响应的替代指示器。下面是其中两个修饰符：

1）接收到帧。任何帧的接收都可被看作一个信标帧或探测响应的接收。因此，如果从AP接收到任何帧，都可认为一次被动扫描或主动扫描是成功的。这里用了繁重负载条件，其中信标或探测响应可能丢失，并触发一个虚假的链路下线事件。

2）传输失败。不能发送一个数据帧，可被用作链路失效的一个指示。在802.11 MAC下，由一个移动节点发送的每个数据帧都要求来自AP的一条ACK。如果在一定时间段（正常情况下是实现特定的）内没有接收到一条ACK，移动节点将重传数据帧。如果重试次数超过一个配置的阈值（同样也是实现特定的），则认为链路下线了。

独立的修饰符不被看作独立的解决方案，原因是它们依赖于应用产生数据流量。但是，它们可与基本算法（即主动扫描、被动扫描和混合扫描）产生几个变种。基于偏好或可扩展性或实现考虑，这些变种中的一个或多个变种可被用作快速链路下线检测的实际解决方案。因为使用这些变种利用了正在进行的数据交换，所以使用它们可帮助降低由繁重流量条件导致的虚假链路下线检测。这两个修饰符可以各种方式与基本算法组合使用。下面是提出的一些快速检测技术，它们使用扫描和修饰符的一种组合方法。

（1）被动扫描与修饰符组合使用

被动扫描与这两个修饰符组合使用，可得到如下变种：

1）接收到帧。如果在 $T_B \times N_B$ 内从AP接收到一个帧，则一次被动扫描是成功的；否则，如果达到阈值 N_B 时没有接收到一个帧，则被动扫描失败。任何接收到的帧成为一个期望信标帧的替代物。

2）传输失败。即使还没有到达 N_B，如果数据传输失败，则一次被动扫描也就失败了。类似地，即使还没有到达 N_B，如果数据传输成功了，则一次被动扫描也就成功了。如果没有非AP STA应用在产生数据，则被动扫描像正常情况一样进行。

3）接收到帧和传输失败。如果上述1）或2）失败，则一次被动扫描失败。类似地，如果1）或2）成功，则一次被动扫描成功。检测时间是由哪种失败［1）或2）］先发生所决定的。

（2）主动扫描与修饰符组合使用

主动扫描与这两个修饰符组合使用，可得到如下变种：

1）接收到帧。即使在 N_P 到达之前，如果从 AP 接收到一个帧，则一次主动扫描是成功的；否则，如果到达阈值 N_P 而没有接收到一个帧，则主动扫描失败。任何接收到的帧成为一个期望探测响应的替代物。

2）传输失败。即使还没有到达 N_P，如果数据发送失败，则一次主动扫描就失败了。类似地，即使还没有达到 N_P，如果数据发送成功，则一次主动扫描也成功了。如果没有非 AP STA 应用正在产生数据，则主动扫描像正常情况一样进行。

3）接收到帧和传输失败。如果上述 1）或 2）失败，则一次主动扫描失败。类似地，如果 1）或 2）成功，则一次主动扫描成功。检测时间是由哪种失败（1）或 2））先发生所决定的。

（3）混合扫描与修饰符组合使用

混合扫描与这两个修饰符组合使用，可得到如下变种：

1）接收到帧。即使在被动扫描和主动扫描阈值到达之前，如果从 AP 接收到一个帧，则一次混合扫描是成功的。任何帧的接收，构成一个期望信标或探测响应的接收。在没有接收到任何帧的条件下，当被动扫描和后续的主动扫描都失败时，混合扫描失败。

2）传输失败。即使在被动扫描和主动扫描阈值到达之前，如果数据发送失败，则一次混合扫描失败。类似地，即使在被动扫描和主动扫描阈值到达之前，如果数据发送成功，则一次混合扫描成功。如果没有非 AP STA 应用正在产生数据，则混合扫描像正常情况一样进行。

3）接收到帧和传输失败。如果上述 1）或 2）失败，则一次混合扫描失败。类似地，如果 1）或 2）成功，则一次混合扫描成功。检测时间是由哪种失败（1）或 2））先发生所决定的。

将基于 802.21 的跨层触发器与本节中描述的比较快速的链路下线检测方案一起使用，在一个 802.11 接入网络和一个 CDMA 网络移动期间，降低切换时延和分组丢失。在这个特定场景中，移动节点连接到 802.11 网络，在 802.11 接入点处出现一次突然的电源故障。使用这种比较快速的链路下线检测机制和 802.21 事件通知触发器降低了切换时延。在第 11 章中描述对于涉及 CDMA 和 802.11 网络的切换优化，这种比较快速的链路下线检测技术如何是有用的。

6.12 结语

针对各种切换组件（如发现、认证、配置、安全关联、绑定更新和媒体重路由）所提出的优化技术，基本上可被分为三个类型，即反应式、提前式和跨层。

在一个移动节点移动到一个新网络之后，所提的反应式机制是适用的。这些技

术使用网络中的附加单元（如一个锚点代理、一个移动中介或一个外部家乡代理），缓解IP地址获取时延和较长绑定更新时延的影响，避免三角路由，并降低由安全关联造成的时延。

在切换之前，应用所建议的提前式方案，它提供优于反应式技术的切换性能，代价则是网络中的附加资源，例如与候选目标网络提前建立的隧道、由提前绑定更新造成的多个媒体流、缓存来自邻接网络的IP地址以及在边缘路由器处实施缓冲。

所建议的跨层机制可加速一个新附接点或一个网络突然丢失的检测。当移动节点实施异构接入网络（如CDMA和802.11）间的切换时，跨层触发器是最有用的，原因是移动节点可基于层2触发器，为多个高层切换相关的操作进行准备工作。跨层触发器可以提前和反应方式加以实施。例如，提前式跨层触发器可有助于在切换之前发起一个应用层发现过程，而反应式跨层触发器可触发一次切换，做法是传递诸如信噪比等低层信息，发起层3切换操作。

取决于网络环境的类型、性能需求和资源可用性，可应用反应式、提前式或跨层技术来优化特定的切换组件。

第 7 章　对多层移动协议的优化

本章描述所提的多层移动优化技术，这些技术使用来自数据链路层（如层 2）和应用层的触发器，并优化几项切换操作，即地址配置、层 3 绑定更新和媒体传输。在发现过程期间，基于层 2 信标 id 和层 3 子网前缀或域 id，数据链路层触发器指定移动节点的移动类型。类似地，应用层触发器指定应用的类型，如基于 TCP（如 ftp）或基于 RTP（如 VoIP）的应用，在移动节点上触发正确的移动协议类型。

所建议的机制，采用限制在一个域内移动节点移动期间的信令更新消息数，优化切换时延，并降低分组丢失，而且使用针对实时应用的直接绑定更新，降低媒体的端到端传输时延。基于移动节点的移动模式和应用，这种机制使用了一种基于策略的方法，并决定最合适的移动协议。

7.1　主要贡献和标志性结果概述

网络层移动协议、应用层移动协议和本地移动协议，在没有相互通信的条件下，可独立地工作。但是，每种这样的移动协议都有自己的优点和弱点。例如，诸如 MIP（Perkins，2002b）的一种网络层移动协议，需要家乡网络中的一个附加网元（如一个家乡代理）支持终端移动性，由此是没有进行优化的；诸如 SIP（Schulzrinne 和 Wedlund，2000a）的一种应用层移动协议，是对实时应用（如 VoIP）做过最佳优化的，但不能在其当前形式下支持基于 TCP 流量的移动性；诸如蜂窝 IP（Campbell 等，2000）的一种本地移动协议不能支持子网间的移动性或域间移动性。一种集成的移动管理方案将支持移动节点使用每种这样的协议的最佳功能特征，并由此将提供优化的切换性能，其中一个移动节点可基于某种策略（如基于移动类型或应用）使用这些移动协议中的任意协议。

开发了一种多层移动管理方案，它使用来自数据链路层和应用层的跨层触发器，优化几项切换操作，即地址配置、层 3 绑定更新和媒体重路由。所提机制使用基于移动节点移动模式和应用类型的一种基于策略的方法，并执行最适用于任何特定网络和应用环境的移动协议。这种机制使用基于 SIP 的应用层移动性支持实时流量，使用基于 MIP - LR 的移动性支持域间移动期间的非实时流量，同时它使用一种本地移动管理协议 MMP（Wong 等，2002）支持域内和子网内移动期间的实时和非实时流量。

所建议的多层移动机制有如下主要优势：

1）在一个高移动场景中，所建议的机制增加数据吞吐量为 50%，方法是降低

域内移动期间的绑定更新传输，并使用诸如来自层2信标id的信息等低层触发器，基于网关的标识符确定域内和域间移动性。

2）采用并行性，使用优化法发现层3和层2附接点，所建议的机制加速了发现操作，并降低了切换期间的分组丢失。

3）使用应用层触发器，所建议的机制使用针对一种特定类型的应用进行优化的一种移动协议（如用于基于RTP的流量的SIP和用于基于TCP的流量的MIP）。

在开发了所建议的基于策略的移动管理方案（这可追溯到2001年）之后，Politis等（2004）和Lee等（2003）开发了一些其他的集成移动管理方案，这些方案为个人移动性使用SIP，为终端移动性使用MIP，并携带SIP注册信息作为MIP绑定更新的组成部分。但是，这些现有方法中没有哪种方法使用任何跨层触发器来优化切换性能的，它们也不能提供相当于试验结果（从这里所建议的方案中得到）的吞吐量增加。

在本章后面描述所建议机制的细节；给出一些集成移动管理方案，它们使用SIP、MIP-LR和微移动协议MMP的一种组合法；引用一些相关工作，并给出建立的试验系统得到的结果。

7.2 引言

设计所建议的多层集成移动管理方案时，一直牢记着实时和非实时流量的需求。当前，处理全局宏移动和微移动是没有框架的，但这两种移动性又是重要的和必要的。设计了一种微移动管理协议（MMP），处理本章中所述建议提出的集成移动管理方面的层2移动性。对于涉及子网和域移动的宏移动性，使用SIP（Rosenberg等，2002）处理实时流量的移动性，使用带有位置注册器的MIP（MIP-LR）处理非实时流量的移动性。无论在哪种情形中，MMP都处理微移动性，支持层2移动。这个多层移动管理架构引入几项创新特征，如下：

1）引入策略的一种机制，使用SIP支持实时流量的宏移动性[⊖]，使用MIP-LR支持非实时流量。

2）使用SIP支持实时流量的宏移动，使用NMP支持实时流量的微移动。

3）使用MIP-LR支持非实时流量的宏移动，使用NMP支持非实时流量的微移动。

7.3 主要原则

下面是用来设计多层移动优化方案的主要原则：

⊖ 在附录B中定义了宏移动性和微移动性。——原书注

1）基于在一个特定层（例如层2或层3）中的移动类型，通过使用一个锚点代理对切换时延进行优化，可将绑定更新限制在一个域内。

2）基于一项应用使用的传输协议（如RTP或TCP），可应用一种策略触发一个应用层或一个网络层移动协议。

3）层2和应用层触发器，帮助确定优化切换所需的移动协议类型。

4）基于项2中的策略，移动节点需要能够执行一种特定类型的移动协议。

7.4 相关工作

在这项特定工作完成和发表时（Dutta等，2002c；Wong等，2003b），就我们所知，还没有其他以前的工作，提出基于层2或应用层触发器控制的策略而使用多层移动方案。很快在此项工作之后或在大约相同时间，一些其他文章提出在多层中集成移动协议。Politis等（2004）描述了一种多层移动管理方案，在增强AAA架构时涉及SIP和MIP。Carli等（2001）描述了移动IP和蜂窝IP如何能够提供一种集成的移动解决方案。

Lee等（2003）描述了基于移动IP和SIP集成的一种移动管理方案。在这种方案中，即使客户端的IP地址改变，它也不向SIP注册器注册。由此，所有数据仍然流经家乡代理。仅当需要个人或服务移动性时，才触发SIP注册。由此，在这种特定的方案中没有实现基于SIP的终端移动性的优势。Zeadally等（2004）描述了集成SIP和移动IP的一种架构，支持无缝的移动性。那项提案使用MIP支持终端移动性，使用SIP支持个人移动性。

Kim等（2004）描述了如何路由SIP消息，作为移动IPv6绑定更新消息的组成部分。但是，在这种方案中，在家乡子网上的一个家乡代理（HA）作为SIP的一个重定向服务器和一个注册器，以及移动IPv6的一个家乡路由器。由此，HA中的绑定缓存包含SIP的位置信息以及移动IPv6的家乡注册表项。该方法要求修改MIPv6绑定更新，从而使之可携带SIP注册信息。

Wong（2002）提供了集成移动IP和蜂窝IP的一些架构替代方案。这些替代方案也突出了在共位模式中与MIP一起使用蜂窝IP的一些缺陷。由此，它们的分析表明，当移动节点使用一个共位转交地址时，应该使用其他全局移动协议。最近，IETF已经在考虑一种网络控制的局部移动协议（Kempf，2007），该协议采用类似于蜂窝IP的一种优化技术，并帮助一个移动节点在一个域内移动期间降低切换时延。这引入了一个新的网元LMA（本地移动代理），它作为一个锚点代理，并识别一个特定的移动域。基于它的移动，移动节点将绑定更新限制在LMA的域内。

相比于所有这些提案，所提出的机制不需要SIP或MIP规范做出修改，使用层2和应用层触发器，基于移动节点的移动模式，确定正确的移动协议。这种机制是首次被开发的，它使用一种基于策略的方法，并利用全局和本地移动协议优化切换性能。

7.5 多层移动方法

在每层中的移动协议是最适合于一种特定类型应用（使用TCP或RTP作为传输协议）和移动节点的一种特定移动模式的（如域间或域内移动）。例如，一种应用层移动协议可能适合于诸如VoIP等的交互式流量，而一种网络层移动协议更适合于支持基于TCP的应用。跨层优化技术帮助移动节点降低切换时延，做法是避免层3重新配置，限制绑定更新，并通过选择合适的移动协议而降低媒体传输时延。由此，在域内移动期间，一个本地移动协议处理重定向流量到移动节点的新附接点，并将绑定更新限制在域内。

设计了所提出的跨层移动优化方案（Dutta等，2002b），并进行了原型实现和验证工作，使用到三个层中的三种移动协议，即一种应用层基于SIP的协议（Wedlund和Schulzrinne，1999）、网络层协议MIP-LR（Dutta等，2005a）和基于层2的协议MMP（微移动协议）（Wong等，2002），这些协议相互协作发挥作用。采用切换期间的跨层信息，触发这些移动协议。

MMP是蜂窝IP（Valkó，1999）的一个修改版本，它在一个自组织网络中提供附加的可生存特征，做法是为每个域添加多个网关。一种基于SIP的移动协议被用于实时流量，MIP-LR用于两个不同域之间一个节点移动期间的非实时流量，而MMP处理一个域内的移动。MMP被设计为一种微移动协议，处理域内移动性，并与SIP和MIP-LR一起工作。为支持在域之间一个移动节点移动期间的实时通信，移动节点向通信主机（CH）发送一条SIP re-INVITE，保持会话处于活跃状态。类似地，针对TCP/IP流量，向CH发送一条MIP-LR UPDATE消息。但是，对于在新域内任何后续的移动，不发送re-INVITE和更新消息，原因是MMP处理在那个域内正确地路由分组。这有助于限制绑定更新必须穿越长距离的程度。

7.5.1 基于策略的移动协议：SIP和MIP-LR

对于宏移动，使用SIP和MIP-LR。虽然单单MIP-LR就能够处理实时和非实时流量的宏移动，但为非实时流量使用MIP-LR，为实时流量的宏移动使用SIP。

1）SIP已经用于实时应用的会话控制信令，而这些应用的移动性可使用相同的信令机制加以处理。

2）基于SIP的终端移动性良好地与SIP个人移动性集成在一起，做法是为用户采用一个唯一的URI，并得到SIP中介的辅助。

3）为实时流量连续流的平滑切换，存在一种基于SIP的解决方案。

为支持宏移动管理而使用SIP和MIP-LR，使用一个策略表。在IP层和链路层处理之间存在一个实体，它检查每条IP分组，并将之分配到合适的句柄。决策

是基于策略表的。例如，MIP－LR 软件模块可捕获每个 IP 分组，并处理不与实时流量相关的每条分组（即 RTP 分组或 SIP 信令）。实时流量未经改变地通过，并当 IP 地址改变时，由 SIP 应用进行重定向。图 7.1 给出 SIP 和 MIP－LR 如何能够同时分别为 RTP 和 TCP 分组管理移动性。假定一个话音或视频会话（由 RTP 承载）和一个文件传递（如使用 TCP 上的 ftp）同时在进行。移动主机（MH）在域 1 中启动，标记为"MH（第 1 个）"指其移动的第一阶段。之后 MH 移动到域 2，标记为"MH（第 2 个）"指其移动的第二阶段。实箭头表示 MH 在域之间的移动。当 MH 检测到它在一个新的域（在到达域 2 之后）时，它实施自动配置。之后 MIP－LR 采用这个新地址更新 CH 和归属位置寄存器（HLR），从而 CH 可更新 TCP 分组的目的 IP 地址。同时，SIP 客户端（在 MH 上）发出一条 Re－INVITE 请求，它也为位置管理更新 SIP 注册器。在 CH 上 SIP UA（用户代理）将改变后的 MH 地址通知实时应用。另外，对于实时流量，在不影响基于 MIP－LR 移动管理的条件下，可部署一种快速切换方案。

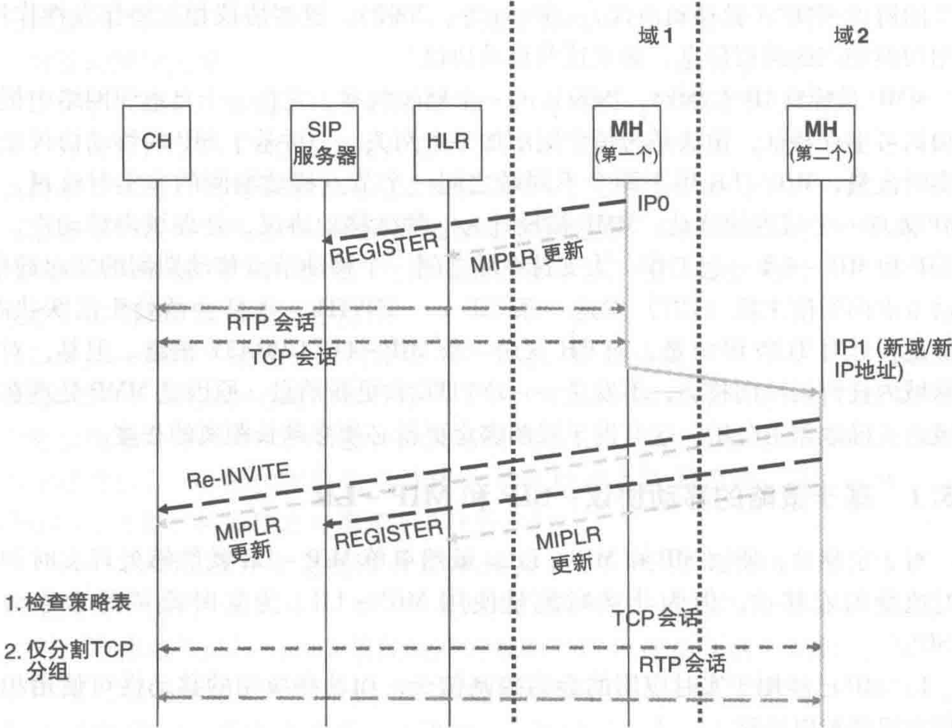


图 7.1 SIP 和 MIP－LR 的集成

7.5.2 采用 MMP 集成 SIP 和 MIP－LR

和在 MIP 中一样，SIP 中全局更新的信令时间可导致显著的切换延迟。以前就

有人提到（Wedlund 和 Schulzrinne，1999），微移动性方案可与 SIP 一起使用，改善微移动场合中移动节点的性能。在本节描述这两者如何基于一种特定策略而共存的细节。

1. SIP 和 MMP

考虑一个范例场景，其中一个 MH 从一个域移动到另一个域。在第一个域中时，它发起与一个 CH 的 SIP 会话。之后 MH 移动进入第二个域（宏移动性），继续该会话。在第二个域内，MH 再次移动（微移动性），并继续会话。图 7.2 给出通信节点之间的信令流程。实线箭头给出在域之间和域 2 内 MH 的移动情况。一般而言，也许存在许多中间节点，它们在每个域中具有 MH 和网关之间的路由缓存。在这些中间节点中的路由缓存为网关和移动节点之间的流量存储路由信息。为减少混乱，在图中没有给出这些信息。以 MH 进入域 1 开始这个场景。最后一跳 MMP 节点被配置为：发出包含该节点所属网关之地址的一个信标。由 MMP 信标，移动节点知道它处在一个新的域中，它就进行自动配置。做到这一点有几种方式，后面将形象地给出一个例子，其中使用 DHCP 的一个变种即 DRCP［动态快速配置协议（Mcauley 等，2001）］进行自动配置。DRCP 是 DHCP 的一个轻量版本，它与带有快速提交选项的 DHCP（Park 等，2005）有许多相似性。这些协议的设计都是为了降低 IP 地址获取所需的时间。在两种情形中都降低了客户端和服务器之间交换的信令数量。但是，在 DRCP 情形中，服务器发送周期性的服务器通告，从而客户端在切换之后可检测到一个新子网的存在，并基于服务器地址（作为服务器通告的

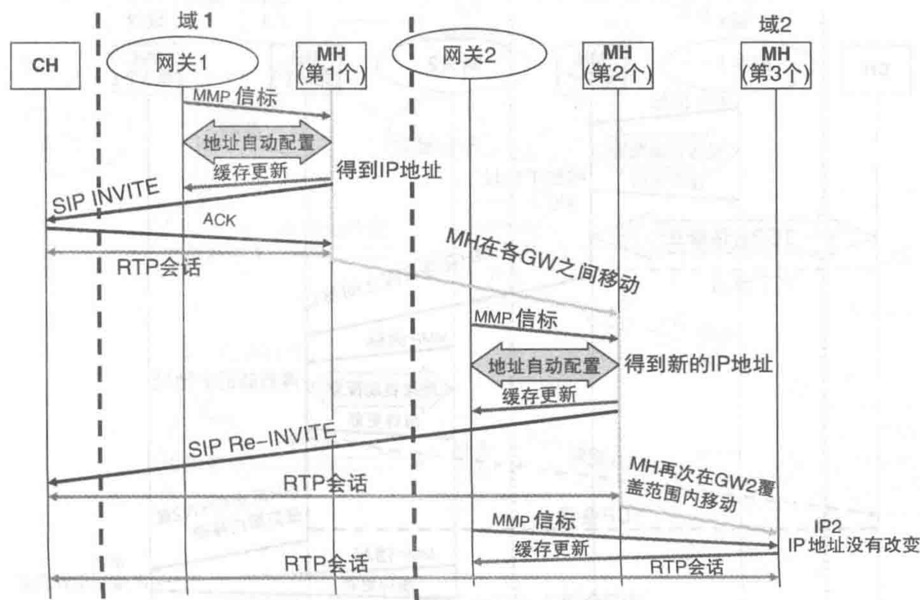


图 7.2　SIP 和 MMP 的集成

组成部分）以单播方式发起 IP 发现过程。服务器也能够直接向客户端的地址发送一条基于单播的地址提供（offer），而不是在一个广播地址上发送。在这两种协议中，客户端不实施重复地址检测；相反，服务器在它向客户端提供地址之前，实施一次 IP 地址检查。

在从域 1 中的 DRCP 服务器得到一个本地地址 IP1 之后，客户端更新 MMP 网关。之后它应该向合适的 SIP 服务器发送一条或多条 SIP REGISTER 消息（为减少混乱，图中没有示出）。一些时间之后，它发起与 CH 的一个 SIP 会话。在后续移动到新域（域 2）之后，MH 侦听网关信标，并认识到它处在一个新域中。它进行自动配置，并为微移动性使用它的新的本地地址对自己进行设置。之后，它以新地址向 CH 发送一条 SIP Re - INVITE，从而可完成 SIP 切换，其中 CH 改变它发往 MH 之分组的目的地址。MH 也向合适的 SIP 服务器发送一条或多条 SIP REGISTER 消息（出于简洁性考虑，图中没有示出）。当 MH 再次移动时，其移动受限于域 2。所以，它侦听 MMP 信标，并知道该移动仅是一次本地移动。因此，它仅更新 MMP 网关。因为 IP 地址没有改变，所以 SIP 完全没有牵扯在这个过程之中。相比于一次域间切换，这次域内切换诱发非常低的切换时延。

2. MIP - LR 和 MMP

在图 7.3 中形象地给出 MIP - LR 和 MMP 的集成。在第一个域中时，MH 发起与一个 CH 的 TCP 会话（例如，一次文件传输）。在域 1 中，MH 向合适的 HLR（出于简洁性考虑没有示出）发送 MIP - LR 更新消息。之后，它发起一个文件传输

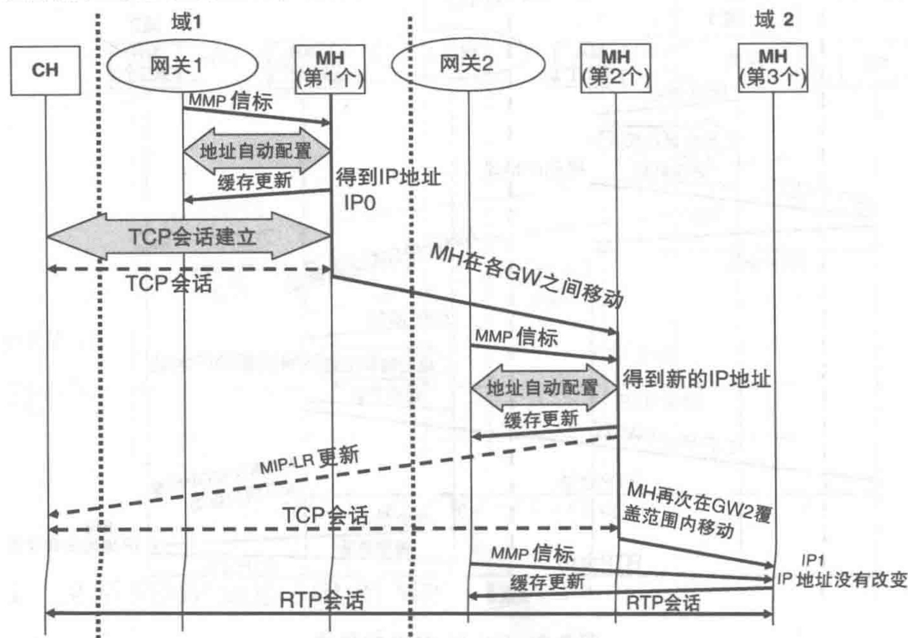


图 7.3　MIP - LR—MMP 流程

会话。在移动到域2之后，MH听到网关信标，进行自动配置，并实施微移动设置信令。之后它以新地址向CH发送一条MIP-LR更新。MH也应该向合适的HLR发送MIP-LR更新消息。

7.5.3 集成全局移动协议和微移动协议

图7.4形象地给出一个基于策略的移动管理场景，其中基于层2、层3和应用层触发器，宏移动协议和微移动协议一起工作发挥作用。该图示出，基于移动节点上应用的类型和移动节点的移动模式（如子网之间的移动或一个子网内蜂窝之间的移动），使用一种特定的移动协议。图7.5所示的结果展示说明，当为域内移动使用一种微移动协议时，相比于一种宏移动协议，移动节点如何能够得到较高的数据吞吐量，原因在于这限制了信令消息更新数据和更新的传输距离。在Dutta等(2002c)中描述了跨层移动管理方案的完整实现和试验结果。在Wong等（2002）中给出了MMP的仿真和试验结果。在Wong等（2003a）中描述了这种方案的架构细节。

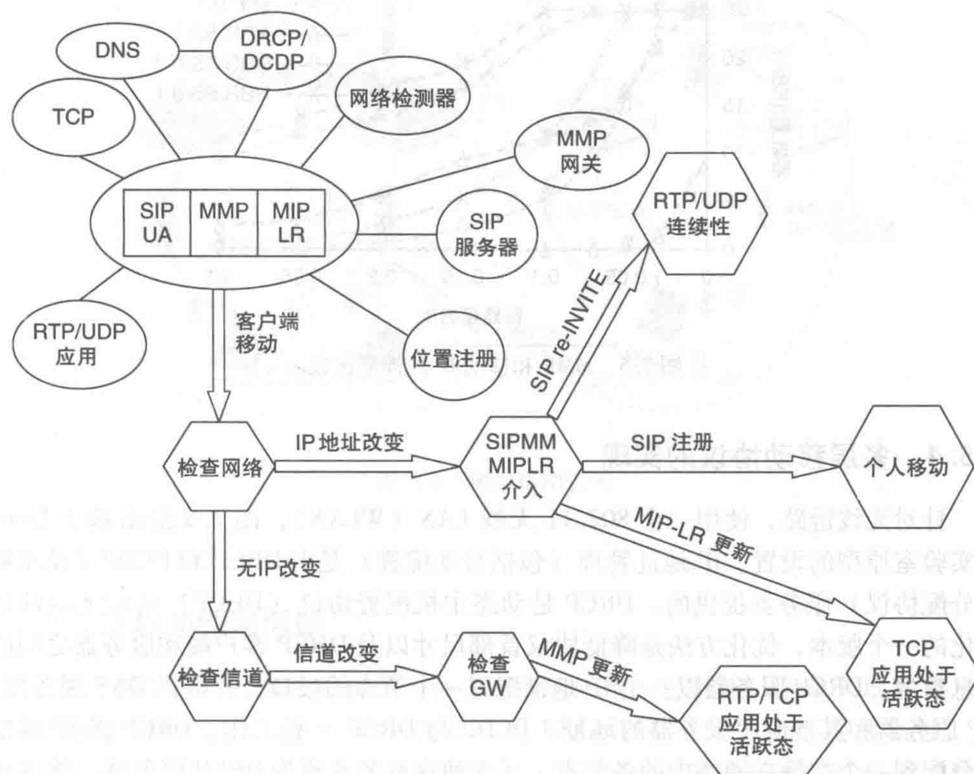
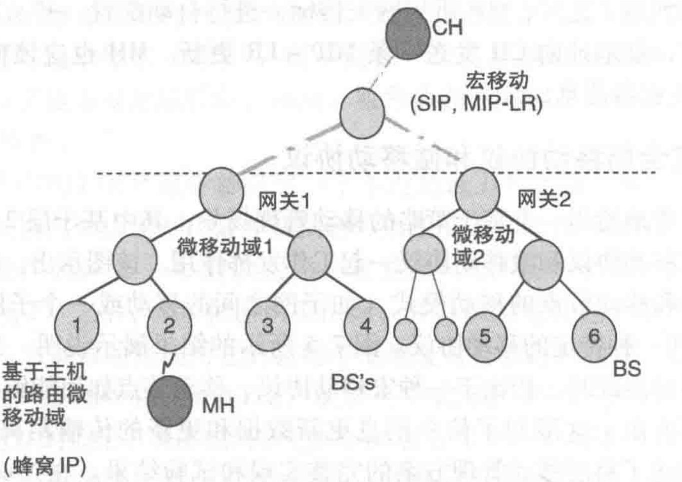


图7.4　基于策略的移动管理



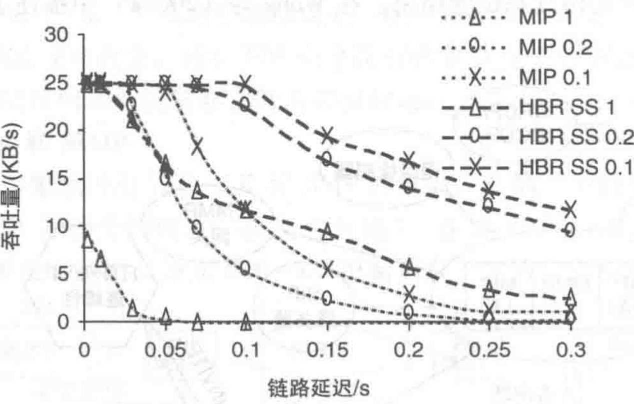


图 7.5　MMP 和移动 IP 的性能比较

7.5.4　多层移动协议的实现

针对无线链路，使用一个 802.11 无线 LAN（WLAN），图 7.6 给出基于 Linux 的实验室原型的设置。IP 地址管理（包括自动配置）是由 DRCP 和 DCDP（动态配置分配协议）服务器提供的。DRCP 是动态主机配置协议（DHCP）针对无线环境优化的一个版本，优化方法是降低协议首部尺寸以及 DHCP 客户端和服务器之间的消息数量。DRCP 服务器以一个 IP 地址配置一个节点的接口，并提供 DNS 服务器、SIP 服务器和其他应用服务器的地址。DCDP 与 DRCP 一起工作，DRCP 将 IP 地址池分配到一个准静态网络中的各节点，从而使这些节点成为 DRCP 服务器，并将 IP 地址分派到客户端。通过使用 Linux 新的 libipq 和 iptables 工具，在端点处合适地修改分组（改变 IP 首部字段），MIP - LR 的当前实现消除了打隧道功能（及其封装开销）。

一旦 MH 移动到一个新域，它就得到一个新的 IP 地址，只要它停留在那个域内，它就可持有这个 IP 地址。这是由 DRCP 自动地处理的。如图 7.6 所示，当移动节点在域之间移动时，它使用 SIP 或 MIP - LR，这取决于支持的应用类型。但当它在一个域内移动时，移动管理是由 MMP 处理的，其中网关作为一个 DRCP/DCDP 服务器，而 MMP 节点之一作为一个 DRCP 服务器。出于简单性考虑，在测试床中，一个域内的所有接入点都使用相同的 WLAN 频率，而在不同域中的接入点使用不同频率。在一个域内的所有接入点使用相同频率是合理的，而且以这种方式优化微移动性切换。但是，在一个邻接信道中使用相同频率可能引起干扰，导致低容量。

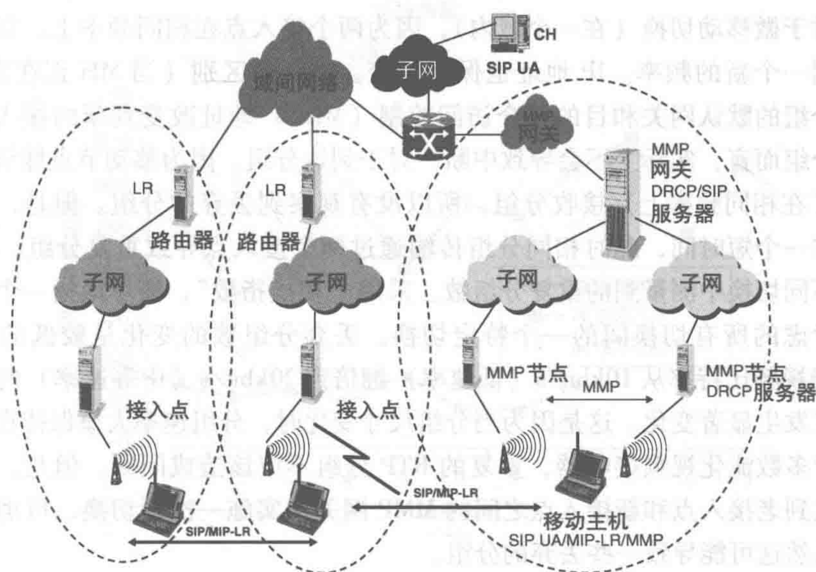


图 7.6　集成移动管理

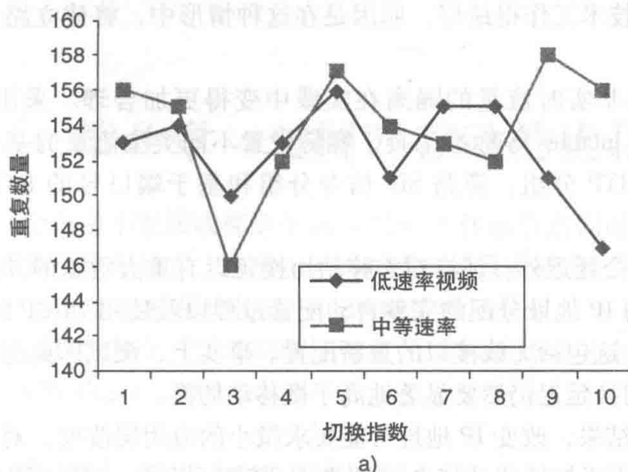
7.5.5　实现和性能问题

SIP、MIP - LR 和 MIP 都提供一种绑定更新机制，它更新一个永久地址和一个临时地址之间的映射。对于 SIP，这是采用 REGISTER（对于会话前移动性）和 re - INVITE（对于会话间移动性）完成的。对于 MIP 和 MIP - LR，这是采用注册（分别向 HA 和 HLR 注册）完成的。MIP（采用路由优化）、SIP 和 MIP - LR 都允许 CH 的绑定更新在会话间移动事件之后，直接将分组路由到 MH。为做到可生存能力，可对 SIP 服务器和 MIP - LR 位置寄存器做副本。

新的移动管理方案如何良好地满足前面提出（stipulated）的需求呢？通过使用诸如SIP和MIP-LR的宏移动协议，消除了MIP的三角路由问题。我们发现，当MH的家乡网络远离拜访网络且CH比较靠近MH时，这可显著地增加路由效率。相比MIP，这种方案具有小得多的开销，原因是任何组件协议都不使用封装，使用微移动，显著地降低了全局信令开销。避免三角路由和没有封装，都对实时通信和非实时通信的低延迟有所贡献。通过拥有SIP中介和作为动态HA的多个HLR，可使这种方案具有可生存能力。一般而言，MH维护SIP中介或HLR的一个当前列表，在一个会话之前或通信期间可联系它们。

使用图7.6所示的实验室测试床深入研究了多层移动管理方案的性能。使用SIP发起MH和CH之后的一次视频会话。在MH移动期间，发生微移动和宏移动切换。对于微移动切换（在一个域内），因为两个接入点在相同频率上，切换不要求绑定到一个新的频率。IP地址也保持不变。唯一的区别（当MH正在发送时）是外发分组的默认网关和目的媒介访问控制（MAC）地址改变到新的接入点。这对外发分组而言，实际上不会导致中断。对于到达分组，因为移动节点能够从两个接入点（在相同频率上）接收分组，所以没有观察到丢弃的分组。但是，在切换期间存在一个短时间，此时相同分组传输通过两个接入点导致重复分组。图7.7a给出在不同切换中测量到的重复分组数。采用“切换指数”，简单地指一个指数数字表示考虑的所有切换间的一个特定切换。丢弃分组数的变化是较低的（小于5%），当视频比特率从10kbit/s（低速率）翻倍到20kbit/s（中等速率）时，这个数字没有发生显著变化。这是因为当分组尺寸变化时，分组速率大概保持在相同水平。对于多数流化视频接收器，重复的RTP分组不应该造成问题。但是，通过在发送分组到老接入点和新接入点之间的MMP网关中实施一次硬切换，可消除重复分组，虽然这可能导致一些丢弃的分组。

图7.7b给出当同一个MH在域间移动时的切换行为。MH使用DRCP获取一个新IP地址，这触发SIP re-INVITE。但是，改变接入网络的频率并恢复物理层连接，之后以一个新IP地址进行自动配置，是要花费时间的。此外，由于重定向流量的较长传输路径，会丢失更多分组。使用200kbit/s速率的高速率视频流量[单向的（图7.7中的“高速率1路”）或双向的（高速率2路）]和10kbit/s的低速率单向流量（低速率1路）。被丢弃分组的速率是随数据速率缓慢增加的。但是，如第6章讨论的，下面可使用一种基于SIP的快速切换机制，降低由较长绑定更新造成的分组丢失。



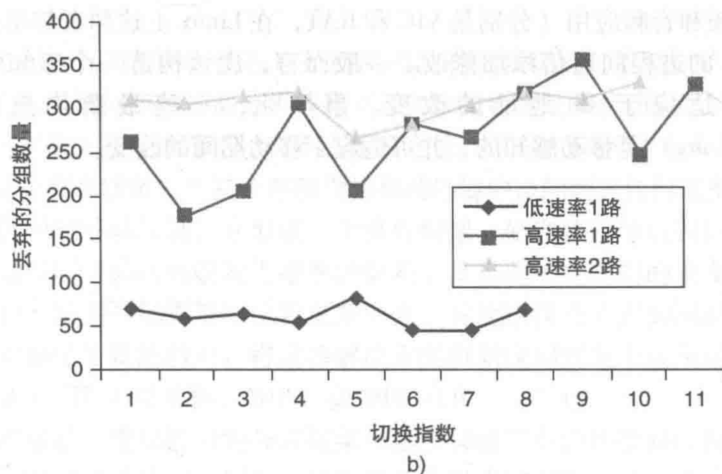


图7.7　由集成移动管理得到的结果

7.6　结语

在开发和设计原型测试床期间得到如下观察结果：

1）就 IP 地址而言，要小心保持其一致性，MH 使用该地址在微移动区中表示自己。MH 用来标识自己的 IP 地址是存储在 MMP 节点的路由缓存中的。当这是移动节点的家乡地址时，我们发现对 FA 共位工作最佳的技术也适用于微移动网关（例如，MIP - LR 可与 FA 一起使用）。否则，分组将到达 MH，寻址到它自动配置的外地网络地址，路由缓存将需要关联这两个地址（这可由一个 MMP 扩展处理，但不太精细）。简言之，当 MH 由其外地网络自动配置的地址识别自己时，在没有

FA 的条件下，这项技术工作得最好，原因是在这种情形中，将建立路由缓存转发到外地网络地址。

2）实时流量和非实时流量的隔离在实践中变得更加合理。采用诸如 Linux 2.4.7－10 及以上的 iptables 等标准工具，容易设置不同类型流量的基于策略的处理，例如仅针对非 RTP 分组、旁路 SIP 信令分组和基于端口号的 RTP 分组进行 MIP－LR 处理。

3）除了 MIP 信令延迟外，还有对宏移动切换延迟有重大贡献的其他因素。我们发现使用 DCDP 的 IP 地址分配的完整自动配置过程以及使用 DRCP 的 IP 地址配置要花费数秒时间，这包括无线接口的重新配置。事实上，测试床典型地没有高的网络延迟，宏移动切换延迟仍然要显著地高于微移动切换。

4）作为移动的结果，改变 IP 地址可能要求微小的应用层改变。对于基于 MIP－LR 的宏移动，应用不知道移动带来的 IP 地址改变。但是，对于 SIP 宏移动，不得不修改视频和音频应用（分别是 VIC 和 RAT，在 Linux 上这两者都是免费软件），并对 SIP UA 的进程间通信添加修改。一般而言，应该构造一个感知移动的 RTP 栈，将自己适应于 IP 地址的改变。事实上，一些最新构造的 RTP 栈（www.vovida.org）是移动感知的，并可适应于移动期间的改变。

第8章 对同时移动的优化

在本章，分析由不能接收绑定更新（当两个移动节点同时移动时产生的）导致的问题，并提出优化技术，这增加了同时移动场景中成功切换的概率。这些优化技术可应用于几个层中的移动协议——网络层移动协议［如 MIPv6（Johnson 等，2004）和 MIP - LR（Jain 等，1999）］和应用层移动协议［如基于 SIP 的移动性（Schulzrinne 和 Wedlund，2000a）］。

8.1 主要贡献和标志性结果概述

当两台主机相互通信时，此时它们移动而没有接收到绑定更新就产生了同时移动问题，在没有对该问题的透彻分析情况下，要预测影响同时移动问题的参数并提出缓解该问题的解决方案是困难的。在本项研究之前，不存在分析同时移动问题的深入研究工作，也不存在缓解一个基于基础设施移动环境中该问题的任何现有解决方案。

下面分析同时移动问题，并形成一个分析框架，研究移动节点的切换间速率和绑定更新延迟对同时移动问题发生概率的影响。提出基于定时器的重发、转发和重定向机制，其中使用绑定更新和位置更新中介，并使用移动节点的同时绑定，以便去除同时移动绑定更新的弱点。将这些解决方案机制应用到几个应用层和网络层移动协议，即基于 SIP 的移动性、MIPv6 和 MIP - LR。

针对同时移动，建议提出的分析框架可基于移动节点的切换间时间和绑定更新延迟，预测同时移动的概率。所提出的每项技术可应用到发送侧或接收侧，可用于网络层和应用层移动协议，这不像 Tilak 和 Abu - Ghazaleh（2001）以及 Dreibholz 等（2003）提出的协议特定机制，这些机制使用 TCP 迁移和 SCTP 扩展。提出的每项解决机制减少了同时绑定更新弱点的间隔时间。

在本章后面介绍了同时移动问题，并形象地针对不同移动协议说明这个问题，开发了分析框架，证明了涵盖同时移动两种情形的定理，并提出解决方案机制，可应用到几个网络层和应用层移动协议，即 MIP - LR、MIPv6 和 SIP。

8.2 引言

Zhuang 等（2005）提出完全实现泛在移动承诺所需的 7 个性质。这些性质也包括同时移动。人们期望，在多数场景中，非同时移动将比同时移动发生得更加频繁。非同时移动指一个终端主机是移动的，而其他端主机保持静止。尽管如此，有

时也将发生同时移动，并必须由移动协议正确地进行处理。

当两个移动节点是正常状态中一个通信会话的组成部分时，它们移动，从而它们相互发送的绑定更新通过绑定更新的延迟到达都丢失了，而通信会话永远不能从被中断状态返回到正常状态，此时就发生了同时移动问题。更准确地说，同时移动问题可被定义为丢失一个移动节点的绑定更新问题，发生这个问题是因为绑定更新被发送到另一个移动节点以前的地址，而这个节点此时也在到处移动。由同时移动导致的中断远远地超过由非同时移动导致的中断。

由此，与同时移动相关的优化技术是第6章中所讨论绑定更新优化的一个特殊类型。同时移动的任何解决方案应该确保终端主机能够同时移动，而不会由于一条被延迟的绑定更新而中断它们之间正在进行的会话。

下面分析同时移动事件，并描述与同时移动相关联的几个概念。

将同时移动分析主要限制在层3切换上，即在移动节点的IP地址发生改变的地方。一条绑定更新携带有关发送移动节点位置的信息，其中包括它新的IP地址。如果一条绑定更新没有到达拟设的接收移动主机，则它就丢失了。如果该更新到达这样一个网络，其中目的地址过去对拟设的接收移动主机是有效的，但在到达时刻却是不再有效的，这就构成一次被延迟的到达。绑定更新不包含有关发送移动主机未来移动的信息。当两台移动主机处在一个通信会话中时，它们仅从绑定更新中得到有关另一台移动主机的信息。换句话说，它们不会主动地查找另一台移动主机的位置，而仅被动地接受绑定更新。将绑定更新直接发送到拟设接收移动主机的当前已知地址（发送方知道的）。一般而言，假定与绑定更新相关联的延迟要远小于平均切换间时间，因此，极不可能的情况是，一条绑定更新将被发送，此时在绑定更新到达接收方的以前网络之前，接收移动主机会移动两次。

同时移动问题的最基本版本如图8.1所示。存在两个节点：A和B。时间是在

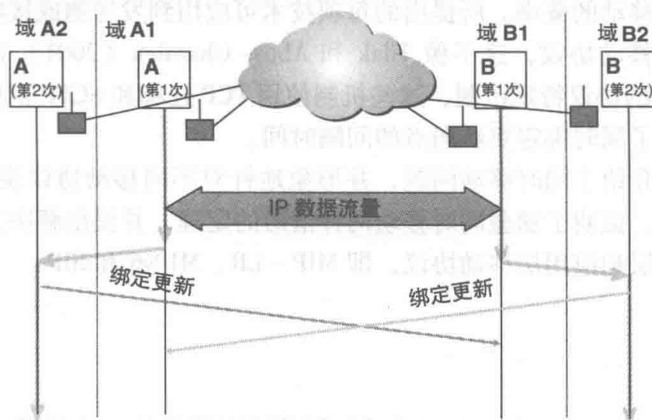


图8.1 同时移动场景

垂直方向（且向下流动），而空间位置处在水平方向。节点 A 从域 A1 移动到 A2，而节点 B 从域 B1 移动到域 B2。在它们相应的移动之后，这两个节点相互发送绑定更新，而两条绑定更新丢失了。另外，在网络中也存在中介和服务器。

诸如原移动 IP（MIP）的标准移动协议可充分地处理同时移动，这是由非移动家乡代理处理的。一台移动主机的家乡代理作为移动主机的一个锚点。不管移动主机移动到哪里，去往该主机的分组总是首先到其家乡网络以备截获，并由其家乡代理以隧道方式处理。如果事实证明通信主机也是移动的，则也将有一个家乡代理，来自移动主机的分组将被类似地加以截获，并由其家乡代理以隧道方式传输到合适的网络。因为两个家乡代理都是静态的，且总可通过 IP 路由到达的，所以在 MIPv4 中同时移动不构成一个问题。

但是，在端主机可直接相互发送绑定更新的场景中会发生同时移动问题。因此，分析网络层移动协议（如 MIPv6 和 MIP - LR）和应用层移动协议（如 SIP）的同时移动问题，并提出该问题的一个通用解决方案框架。重要的是指出，在这些协议中，同时移动问题是非常类似的，原因是这些协议都允许绑定更新直接发送到通信主机。所建议的解决方案是这样设计的，使之对现有协议施加最小的改变，同时高效地处理同时移动问题。将焦点放在如下情况，其中一个移动节点的切换速率使同一移动节点的连续切换不会重叠。不将焦点放在如下情况，此时同一移动节点出现重叠的连续切换，其中在下一次切换开始之前，一次切换还没有完全完成，例如在绑定更新到达其目的网络，获取一个 IP 地址之后，没有足够的时间。

下面是做出假定的原因：

1）重叠的连续切换遇到的问题作为过度切换速率之一，对于同时移动不是一个问题。将存在严重的问题导致完全的死锁状态，此时在移动节点以前 IP 地址的绑定更新还没到达其目的地址之前，该移动节点改变了它的 IP 地址。

2）在可预见的未来，切换速率的极端情形（对重叠的连续切换是足够高的）是极不可能的。所以，假定同一移动节点的连续切换是不重叠的，将焦点放在不同移动节点切换的重叠上，即同时移动。

8.3　同时移动问题图示

本节形象地说明在基于 SIP 的移动性、MIPv6 和 MIP - LR 中是如何遇到同时移动问题的。

容易改变图 8.1 以说明 SIP 的同时移动问题，如图 8.2 所示。在图 8.2 中，绑定更新被表示为 re - INVITE 消息。主要区别是，在每个网络中存在具有中介和重定向功能的两台附加 SIP 服务器，在每个移动节点的家乡网络中有一台。一般而言，当丢失 re - INVITE 消息时，服务器不会介入，但提出可使用这些服务器的一种解决方案，并解决基于 SIP 的移动中的同时移动问题。在 8.6 节描述了提出的这

些解决方案。此外，图 8.2 也被用来说明 MIP - LR 的同时移动问题。在 MIP - LR 的情形中，SIP 服务器被替换为 MIP - LR 归属位置寄存器（HLR），而 re - INVITE 消息被替换为 MIP - LR 绑定更新。

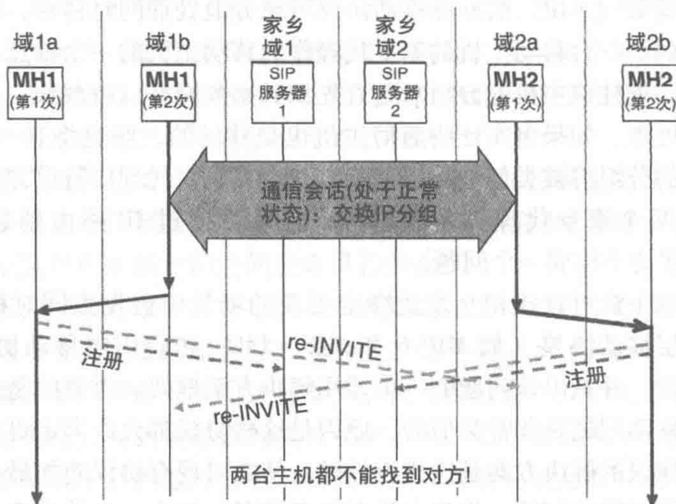


图 8.2　SIP 中的同时移动性

类似地，因为直接绑定更新和相关联的返回可路由规程，MIPv6 对同时移动问题是脆弱的。从移动节点到通信节点的直接绑定更新施加一个安全问题。由此，返回可路由规程，支持移动节点和通信节点以一种“合理的”安全方式建立一个共享密钥。在返回可路由规程中，移动节点向通信节点发送两条消息，即家乡测试发起（HTI）和转交测试发起（CTI）消息。这些消息是分别通过家乡代理发送的（从移动节点反向隧道发送到家乡代理，之后转发到通信节点）和直接发送到通信节点的。通过向移动节点发送两条令牌，通信节点做出应答，一条直接发送到移动节点［寻址到其转交地址（转交测试消息）］，另一条到移动节点的家乡地址（家乡测试消息）。移动节点需要这两个令牌能够产生共享的密钥。由此，返回可路由更新确保移动节点是宣称通过客户端路径和通过其家乡地址由测试可达的那个节点。接下来，通信节点可接收直接来自移动节点的绑定更新。

但是，由返回可路由规程导致的附加消息交换加重了现有的同时移动问题。图 8.3 形象地说明了移动 IPv6 中的同时移动问题。下面是可导致 MIPv6 中同时移动问题的三种不同可能场景：

1）因为同时移动问题，可能丢失双方的 CTI 和 HTI 消息。这看起来像图 8.2，例外是，丢失的是 CTI 和 HTI 消息，而不是 re - INVITE 消息（使用的是家乡代理，而不是 SIP 服务器）。

2）一侧实际上完成反向可路由，但之后因为另一侧移动，其绑定更新就丢失

了。这种有意思的非对称场景如图 8.3 所示。

3）两侧完成返回可路由检查，但之后由于同时移动导致其绑定更新丢失。

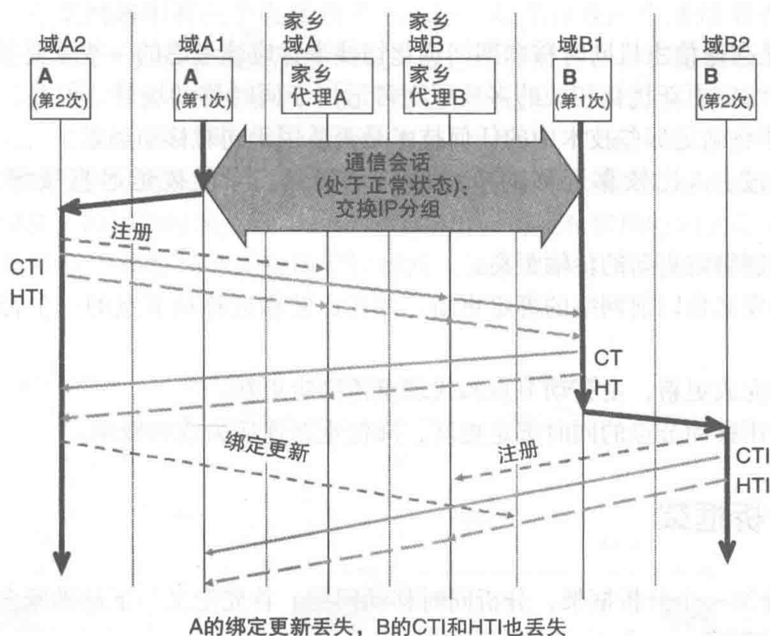


图 8.3 MIPv6 中的同时移动

在 8.6 节中，针对基于 SIP 的移动性、MIP - LR 和 MIPv6，提出处理同时移动问题的解决方案。

8.4 相关工作

仅有一些文章讨论同时移动。Tilak 和 Abu - Ghazaleh（2001）扩展 TCP 迁移移动协议（Snoeren 和 Balakrishnan，2000）处理同时移动，但在 TCP 迁移方案（其中在传输层处理移动性）和基于 MIP 的协议或基于 SIP 的移动协议之间存在着显著差异。Dreibholz 等（2003）提出在传输层和应用层之间一个层中处理同时移动的一种方案。在那种方案中，使用流控制传输协议（SCTP）扩展处理移动性。但是，以前没人提出有关 SIP、MIPv6 和 MIP - LR 之同时移动问题的分析框架或定理和证明。

在 Wong 等（2003b）以及 Wong 和 Dutta（2005）中分析了 MIP - LR、SIP 和 MIPv6 的同时移动问题。也开发了可应用来提供移动协议（如 MIPv6、MIP - LR 和基于 SIP 之移动性）解决方案的一些通用方法。在 Daniel Wong 等（2007）中描述了这些结果。

8.5 主要优化技术

下面是在通信主机同时移动期间优化切换事件应该考虑的一些主要基础技术：

1）与绑定更新优化相关的多项原则可适用于同时移动场景。但是，移动节点的切换速率将确定那些技术中的任何技术是否适用于同时移动场景。

2）通过引入比较靠近移动节点的一个锚点，降低被延迟直接绑定更新的影响。

3）限制绑定更新的传输距离。

4）转发来自以前网络的绑定更新，并在比较靠近移动节点的一个转发代理中缓存它们。

5）为完成更新，由移动节点和代理重传绑定更新。

6）使用移动节点的同时绑定更新，降低重新连接失效的概率。

8.6 分析框架

本节介绍一个分析框架，分析同时移动问题。首先定义一下基础概念，用其分析同时移动框架。

8.6.1 基础概念

下面介绍一些基础概念，用之研究与同时移动相关联的分析框架。特别地，描述诸如“切换序列”和“绑定更新”等术语。

1. 定义

如果两个移动节点在活跃地交换数据，则它们就处在一个通信会话之中。一个通信会话可能处在一个正常状态或一个中断状态。当来自一个节点的数据正到达另一节点的正确位置以及相反情况时，则该会话处于一个正常状态之中，否则处在一个中断状态之中。

2. 例子

从一次切换发生时刻开始，直到数据在新附接点再次开始到达时（例如，在另一个节点处接收到一条绑定更新之后），一个通信会话典型地处在一个中断状态。正常状态和中断状态之间的这种交替状况如图 8.4 所示。在后面比较详细地解释这幅图。

8.6.2 切换序列

如在附录 B 中定义的，一次切换是一个移动节点从一个以前的附接点移动到一个新附接点的过程。在同时移动期间，一个切换实例的切换时间是它从以前附接

点可达的状态改变为在那个附接点不可达状态的时刻。令切换时间（一个特定切换实例）为T。之后，节点需要时间进行网络配置，所以在时刻$T+\gamma$处，节点成为可达的（在新网络中有一个有效的IP地址）。如果存在一个通信节点，那么在后来的某个时刻$T+\gamma+\zeta$，它向通信节点发送一条绑定更新。绑定更新在时刻$T+\gamma+\zeta+\Delta$到达。使用这些符号表示一次切换之后的这些不同时刻。出于方便性，如图8.4所示，可写成$X(i)=\gamma(i)+\zeta(i)+\Delta(i)$。所以，$T(i)+X(i)$表示绑定更新到达另一个节点的时刻。给定那个时间是连续的情况下，则假定在任意给定时刻仅发生一次切换，即切换时刻是唯一的。应该指出，切换和切换时间的定义可能不适用于某些类型的IP层软切换或物理层软切换，如在CDMA系统和双向广播或组播方案中的情况。

图8.4 同时移动框架所用的概念

图8.5给出这样一个场景，其中A和B是两个移动节点，它们处在相互通信的一个会话之中，期间每个节点实施零次、一次或多次切换。

定义

A的切换序列是有序集

$$H_A=\{T_A(0),T_A(1),\cdots,T_A(N_A-1)\} \tag{8.1}$$

且B的切换序列是有序集

$$H_B=\{T_B(0),T_B(1),\cdots,T_B(N_B-1)\} \tag{8.2}$$

式中，$T_A(i)$是A的第i次切换的切换时间，使$T_A(i)<T_A(j)\quad\forall i,j$满足$i<j<N_A-1$，而对B同样的情况成立。函数参数$i$、$j$是切换索引量。一般而言，必要时，应该使用下标指明移动节点，并在函数参数中给出切换索引量。

如果两个移动节点在两次切换之间都不实施另一次切换，则两次切换是连续的（就一对移动节点而言）。例如，如果两次切换发生在A和B，时刻为$T_A(i_0)$和$T_B(i_0)$，如果A的切换较早，那么说它们是连续的，则等价于说$T_A(i)\in H_A$: $T_A(i_0)<T_A(i)<T_B(j_0)=\Phi$且$T_B(j)\in H_B$: $T_A(i_0)<T_B(j)<T_B(j_0)=\Phi$。按照定义，那么连续切换可处在相同移动节点或处在两个不同的移动节点。图8.5给出连续切换

的两个例子，一个例子中，两次切换处在不同的移动节点；另一个例子中，两次切换处在相同移动节点。

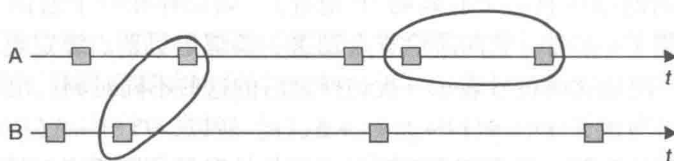


图 8.5　连续切换的例子

8.6.3　绑定更新

定义

如果一条绑定更新没有到达它拟设的接收节点，则它就丢失了。

定义

如果一条绑定更新到达这样一个网络，其中目的地过去对拟设接收节点是有效的，但在到达时刻不再有效（对于拟设的接收方而言），则该绑定更新就形成一次被延迟的到达。例如，如果 A 是发送方，B 是拟设的接收方，且正在考虑 A 的第 i 次切换的绑定更新，那么如果 B 的下一次切换是第 j 次切换，那么仅当 $T_A(i)+\gamma_A(i)+\zeta_A(i)+\delta_{A\rightarrow B}(i,j)>T_B(j)$时，该绑定更新形成一次被延迟的到达。

定义

如果一条绑定更新构成一次被延迟的到达，并接下来丢失了，则它是由被延迟到达造成的丢失。

一个节点丢失了，未必是由被延迟到达造成的，而可能通过丢失绑定更新的其他可能原因，如网络拥塞、节点失效或链路失效。相反，一个节点可能构成一次被延迟的到达，但没有丢失，例如如果在网络中存在一个代理，它可转发绑定更新到拟设接收方的当前位置。

此外，有关同时移动的绑定更新可做出如下假设：

1）绑定更新不能且没有包含有关发送节点未来移动的信息。

2）当两个节点处在一个通信会话中时，它们仅从绑定更新得到有关其他节点的位置信息，即它们不会主动地寻求其他节点的位置，而仅被动地接收绑定更新。

3）除非另外声明，一条绑定更新被直接发送到拟设接收方的当前周知的地址（即发送方知道的）。

4）就一个接收移动节点的绑定更新延迟和连续切换的相对时序（timings）而言，假定绑定更新之延迟的时间尺度要远小于平均切换间时间的时间尺度。换句话说，$\delta \ll ET(i+1)-T(i)$，其中 $E(.)$表示数学期望。

5）极不可能出现的情况是，在绑定更新到达接收方以前网络之前，该绑定更

新将被发送且接收方移动两次。

6）同样假定，如果在接收方的以前网络中存在一个转发位置中介（在 8.6.4 节中定义），则它将正确地转发绑定更新到接收方，接收方将仅从以前网络移动一次。

8.6.4　位置中介和绑定更新中介

下面介绍移动信令的两种静态中介。如果小心地使用这些中介，则它们可有助于防止同时移动问题。这些中介是抽象中介——定义是与网络功能更相关的，而不是网元特定实现相关的。

由此可看出，熟悉的网元（如家乡代理）如何被看作具有某些中介功能，或针对这些目的而加以增强。这些中介的抽象将支持讨论一般问题和解决方案（有关同时移动），不需要不必要地深入特定移动协议的细节。它也假定这些中介是静止的，而不是移动的。

1. 位置中介

一个位置中介（一个移动节点的）是被用来定位移动节点的一项网络功能。可能存在三种位置中介。一个转发位置中介将消息（包括绑定更新）转发到移动节点的最新位置（中介所知的）。一个重定向位置中介将消息（如采用最新地址对一条查询进行响应）重定向到移动节点的最新位置（中介所知的）。一个截获位置中介截获并对没有寻址到它的分组中的消息进行操作（转发或重定向）。一个非截获位置中介仅对寻址到它的分组中的消息进行操作。中介类型之间的基本差异如图 8.6 所示。重要的是指出，一个转发位置中介将消息朝向最终目的地传递，一个重

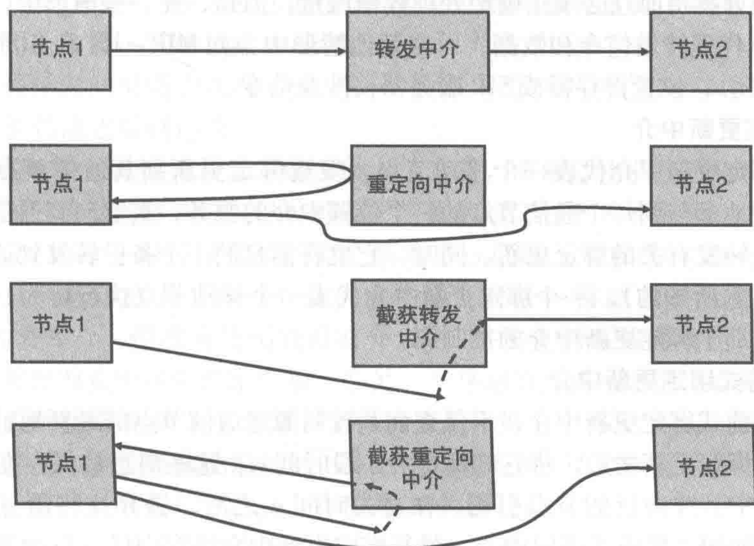


图 8.6　位置中介的抽象功能

定向位置中介不会这样做，而仅返回可用来将消息向最终目的地发送的位置信息。如果一个特定的移动节点在每次移动之后，持续地以其最新地址更新位置中介，则就那个节点而言，该位置中介的状态是最新的。

2. 提前式位置中介

一个提前式位置中介保持移动相关的信令消息的一个备份（典型情况下是绑定更新，但也可能有其他消息，如转交测试发起消息，此时在发送绑定更新之前，使用诸如返回可路由等规程）。在接收并对之操作之后（即在重定向和/或转发消息之后），中介将在一小段时间 X 内保持消息。这些消息被保存在位置中介缓存之中，并以目的节点建立索引。在时间 X 逝去之后，丢弃这些消息。如果在这个时间段期间，提前式位置中介从其位置中介缓存中任一目的节点接收到一条绑定更新，则它重定向到新地址（如果它是一个重定向提前式位置中介），或将相应的保存消息转发给它（如果它是一个转发提前式位置中介）。

下面是不同移动协议中一些移动组件是如何作为不同类型的中介工作的。移动 IP 家乡代理是一个转发位置中介（截获类型的）。DNS 服务器是非截获重定向位置中介。MIP - LR 家乡位置寄存器是非截获重定向位置中介。SIP 中介服务器是非截获中介，可以是转发位置中介（在 SIP 术语中称作中介服务器）或重定向位置中介（在 SIP 术语中称作重定向服务器）。除了 DNS 服务器外，下面给出的例子典型地用于移动方案中，作为最新位置中介。但是在 TCP 迁移中，DNS 服务器是移动方案的组成部分，所以在那种方案中它们是最新位置中介。多数现有位置中介不是提前式位置中介。但是，对于提供同时移动问题的解决方案方面，提前式位置中介可能是有用的。当前解决方案仅考虑信令。假定，如果移动信令到达拟设的接收方，则移动方案将而且必须正确地处理数据流量。但是，在一些情形中，如对于移动 IP，家乡代理转发信令和数据，而在其他情形中，如 MIP - LR 和 SIPMM（基于 SIP 的移动性），位置寄存器或 SIP 服务器仅涉及信令。

3. 绑定更新中介

一个绑定更新中介代表一个移动节点，发送绑定更新到其通信节点的最新地址。它典型地参与到每个通信节点的一个位置中介的服务，重定向到通信节点的最新地址，或转发有关的绑定更新。同时，它也将消息的一个备份转发到通信节点的最新地址（它所知的）。一个绑定更新中介代表一个移动节点执行行为，这个移动节点可看作那个绑定更新中介的控制源。

4. 提前式绑定更新中介

一个提前式绑定更新中介，不仅查询其控制源之通信节点的最新地址，而且在接收和转发绑定更新之后，将它们保持一小段时间 α。这些消息被保存在绑定更新中介缓存之中，并由目的节点引用。在过去时间 α 之后，丢弃这些消息。如果在这个时间段期间，提前式绑定中介，就其绑定更新中介缓存中任一目的节点，接收到一条重定向，则它转发相应保存的绑定更新给这个目的节点。

8.7 分析同时移动问题

现在证明四个定理，涵盖如下两种情形，此时在两个移动节点处出现一对切换，且较早一个移动节点的绑定更新到达晚于另一个节点移动的时间（定理8.1和定理8.2），或早于另一个节点移动的时间（定理8.3和定理8.4）。

定理8.1 给定一对连续切换，两个移动节点处在正常状态的一个通信会话之中，每个节点一次切换，对任一移动节点没有位置中介，由较早移动的移动节点发送的任意绑定更新将因为被延迟的到达而丢失，当且仅当绑定更新没有在另一个移动节点移动之前到达。

证明：不失一般性，假定节点A在节点B之前移动。令切换时间为 $T_A(i_0)$ 和 $T_B(j_0)$，所以 $T_A(i_0) < T_B(j_0)$。因为节点A和节点B处在一个通信会话，在正常状态直到 $T_A(i_0)$，之后直到 $T_B(j_0)$，由A发送的任何信息到达B，反之亦然。因为两次切换是连续的，那么依据定义，在时间区间 $[T_A(i_0), T_B(j_0)]$ 中没有其他切换。根据关于绑定更新的第三个假定，A的绑定更新将被寻址到它所知的B的最新地址。所以，在时间区间 $[T_A(i_0), T_B(j_0)]$，由A发送的任何信息仍然可寻址到B的切换前地址，仍然可到达B，其中包括A的绑定更新。但是，一旦 $t \geqslant T_B(j_0)$，B在其切换前地址就不再是可达的。在一些场景中，B的一个位置中介能够防止绑定更新出现丢失。但是，在没有一个位置中介时，绑定更新将仅发往B以前的地址，并消失在那里。因此，将因为被延迟到达而丢失。

简言之，假定A的绑定更新是由被延迟的到达而丢失的。如表明的，在时间间隔 $[T_A(i_0), T_B(j_0)]$，由A发送的任何信息将仍然可被寻址到B的切换前地址，并仍然是可到达B的，其中包括A的绑定更新。所以，如果它在 $T_B(j_0)$ 之前到达，则不会因为被延迟的更新而丢失。由此，A的绑定更新不会在 $T_B(j_0)$ 之前到达。因此它是在B移动之后到达的。

这个定理和下一个定理就如下情形做出了论断，即来自较早移动的移动节点的绑定更新是在后移动的移动节点已经移动之后到达的，如图8.7所示。

定理8.2 给定一对连续切换，两个移动节点处在正常状态（第一次切换之前）的一个通信会话之中，每个节点一次切换，对任一移动节点没有位置中介（或也许有位置中介，但没有使用或没有介入），将发生同时移动问题，当且仅当较早移动的移动节点发送的绑定更新，在另一个移动节点移动之前没有到达。

证明：再次使用A和B作为第一个移动节点和第二个移动节点。如果A的绑定更新没有在另一个节点移动前到达，那么由定理8.1，该更新就因为被延迟的到达而丢失了。那么，在时间 $T_B(j)$，B没有A的新地址。因为A的绑定更新丢失了，在B发送其绑定更新时（即 $T_B(j) + \lambda_B(j) + \zeta_B(j)$），它将绑定更新发送到A以前的地址。由此，在没有位置中介的情况下，B的绑定更新也将因为被延迟的到

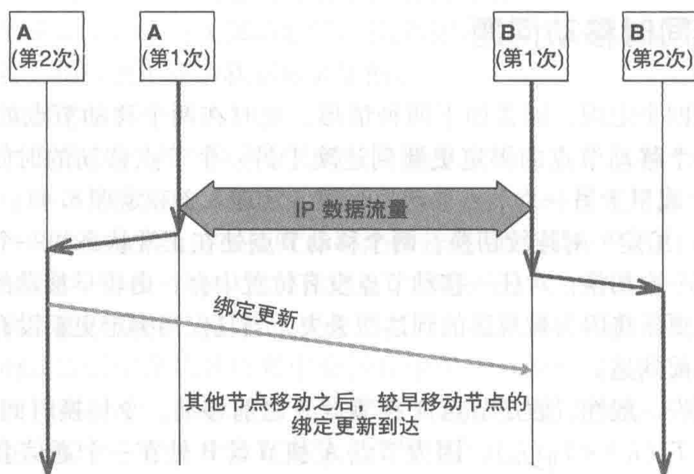


图 8.7　定理 8.1 和定理 8.2

达而丢失。所以 A 的绑定更新和 B 的绑定更新都因为被延迟的到达而丢失。由定义，发生同时移动问题。

简言之，如果发生同时移动问题，那么如果两个绑定更新都因为被延迟的到达而丢失，那么 A 的绑定更新将因为被延迟的到达而丢失。

由上面的证明，得到如下推论。

推论 8.1　给定一对连续切换，两个移动节点处在正常状态（第一次切换之前）的一个通信会话之中，每个节点一次切换，对任一移动节点没有位置中介（或也许有位置中介，但没有使用或没有介入），如果首先移动的节点之绑定更新因为被延迟的到达而丢失，那么后移动的节点之绑定更新也将因为被延迟的到达而丢失。

定理 8.3　给定一对连续切换，两个移动节点处在正常状态（第一次切换之前）的一个通信会话之中，每个节点一次切换，如果首先移动的节点的绑定更新在另一个节点移动之前到达，则不会发生同时移动问题。

证明：如在定理 8.1 中的证明一样，可论证，对于时间间隔 $[T_A(i_0), T_B(j_0)]$，由 A 发送的任何信息仍然可到达 B，其中包括 A 的绑定更新。由此，那么在 A 于 $T_B(j_0)$ 移动之后，B 可将其绑定更新正确地发送到 A 的新地址。因此，不会发生同时移动问题。

这个定理和下一个定理就如下情形做出论断，其中较早移动节点的绑定更新在后移动的移动节点移动之前到达，如图 8.8 所示。NB：定理 8.1 的相反情况未必成立，即不能说，如果同时移动问题没有发生，那么较早移动节点的绑定更新在另一个节点移动之前就到达了。这种情况未必是真的，原因在于，可能使用位置中

介，在后面将展示说明这一点。但是，首先扩展定理 8.3 到如下情形，其中不使用位置中介，对此可做出一个较强的陈述（statement）。

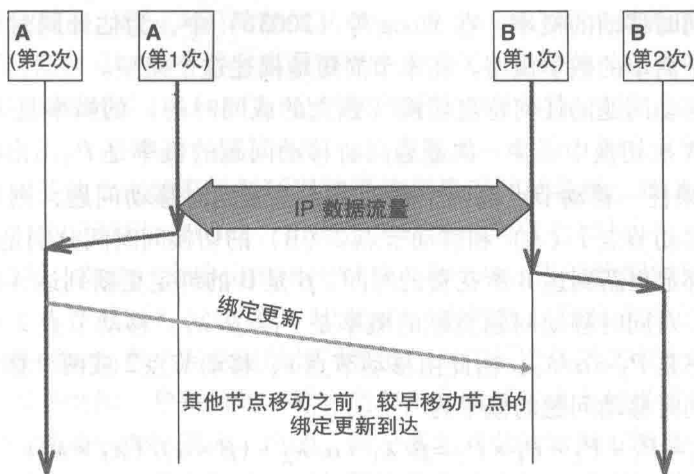


图 8.8 定理 8.3 和定理 8.4

定理 8.4 给定一对连续切换，两个移动节点处在正常状态（第一次切换之前）的一个通信会话之中，每个节点一次切换，对任一移动节点没有位置中介（或也许有位置中介，但没有加以使用或没有介入），则当且仅当首先移动的节点的绑定更新在另一个节点移动之前到达，才不会发生同时移动问题。

证明：这在定理 8.3 的证明中得到了部分证明。剩下的是要证明，如果没有发生同时移动问题，则较早移动的节点的绑定更新在另一个节点移动之前到达。假定没有发生同时移动问题，这意味着两个绑定更新到达另一个节点。因此 B 的绑定更新不会因为被延迟的到达而丢失，所以 B 必须成功地接收到 A 的绑定更新。由有关绑定更新的第三条假定，A 的绑定更新不能寻址到 B 的新位置，原因是 A 首先移动了。给定不使用位置中介的情况下，B 能够在 $T_B(j_0)$ 之后成功地接收到 A 的不能更新是不可能的。因此，A 的绑定更新必须在 $T_B(j_0)$ 之前就到达了 B，即在 B 移动之前。

评论 8.1 如果 A 的绑定更新在 B 移动之前成功地到达 B，但 B 的绑定更新没有到达 A，原因是 A 的下一次切换发生在 B 的绑定更新到达之前，此时会发生什么情况呢？定理 8.3 不成立了吗？不，在那种情形中，该定理适用于 $H_A(i_0)$ 和 $H_B(j_0)$，将正确地表明问题不会出现在那两次切换之间，但应用于 $H_B(j_0)$ 和 $H_A(i_0+1)$ 时，它将正确地表明那时发生同时移动问题，B 是较早移动的节点。

8.8 同时移动的概率

本节分析同时移动的概率。在 Wong 等（2003b）中，为估计同时移动发生的概率，介绍一个简单的数学模型。在本节简短地描述这个模型。

遭遇同时移动问题的任何特定切换（独立的或同时的）的概率是 P_0，在一个给定会话中在 N 次切换中至少一次遭遇同时移动问题的概率是 P_N。由此 $P_N = 1 - (1 - P_0)^N$。如果任一移动节点或两个移动节点遭遇同时移动问题，则系统进入一个终端状态。移动节点 1（A）和移动节点 2（B）的切换间时间分别是 λ_1 和 λ_2。

α 是 A 的绑定更新到达 B 所花费的时间。β 是 B 的绑定更新到达 A 所花费的时间。移动节点 1 对同时移动问题贡献的概率是 $P_1 = \beta/\lambda_1$。移动节点 2 对同时移动问题贡献的概率是 $P_2 = \alpha/\lambda_2$。由此由移动节点 1、移动节点 2 或两个移动节点的切换所产生一个同时移动问题的概率为

$$P_0 = P_1 + P_2 - P_1 \times P_2 = \beta/\lambda_1 + \alpha/\lambda_2 - (\beta \times \alpha)/(\lambda_1 \times \lambda_2)$$

如果两个移动节点的切换间时间是相同的，由此 $\lambda_1 = \lambda_2 = \lambda$，那么

$$P_0 = (\alpha + \beta)/\lambda - (\beta \times \alpha)/\lambda^2$$

式中，α 和 β 分别是一条绑定更新从 A 到 B 所需的时间量和相反方向的时间量；λ 是平均切换间时间。

由此，同时移动问题受到分组的端到端时延和切换间时间这两者组合的影响。作为初步试验的组成部分，针对 SIP、MIPv6 和基于 MIP - LR 的移动协议，实施了同时移动的初步分析。

考虑两次连续切换，移动节点 A 和移动节点 B 每个节点一次切换。依据定理 8.2，仅当较早移动节点的绑定更新在另一个节点移动之后到达时才发生同时移动问题。从数学角度看，这可写作 $T_A + \gamma + \zeta + \delta_{A \to B} > T_B$（如果 A 是较早移动的节点）或 $T_B + \gamma + \zeta + \delta_{B \to A} > T_A$（如果 B 是较早移动的节点）。结合这两个不等式，得到如下方程：

$$T_A - \alpha < T_B < T_A + \beta \tag{8.3}$$

式中，$\alpha = \gamma + \zeta + \Delta_{B \to A}$ 和 $\beta = \gamma + \zeta + \Delta_{A \to B}$ 是方便的简短形式。

现在定义“脆弱间隔” $\beta + \alpha$ 的概念，这是围绕一次切换的时间，其中两个移动节点对同时移动问题是脆弱的，如果在另一个移动节点发生另一次切换。

将 A 和 B 的切换时间建模为独立泊松过程是合理的。在这个模型中，在 A 处连续切换之间的间隔 $\Gamma_A(k-1) = T_A(k)A - T_A(k-1)$，$\Gamma_A(k) = T_A(k+1)A - T_A k$ 等是独立的指数分布随机值，类似地，可得到在 B 处连续切换之间的相应间隔。那么容易论证，发生同时移动问题的概率可由如下方程加以估计：

$$P_0 = \frac{E(\alpha + \beta)}{E(\Gamma)} - \frac{E(\alpha \times \beta)}{E(\Gamma^2)} \tag{8.4}$$

如果在两个移动节点的每个节点处发生 N 次切换，那么发生同时移动问题的概率可估计为

$$P_N = 1 - (1 - P_0)^N \tag{8.5}$$

基于试验测量，$E[\alpha+\beta]$的范围从 50ms 到 500ms，而 λ 的范围从 5s（以汽车速度在微蜂窝间移动，在直径上有数百米）到 500s 或更大（较大的蜂窝、较慢的速度和非线性移动模式）。E（Γ）是切换间时间的平均值,可等于 λ。在图 8.9 中，在逼近 $E[\alpha+\beta]$和 λ 的这个范围画出 P_0。依据式（8.4），图 8.9 给出同时移动的概率如何受到移动节点绑定更新延迟和平均切换时间的影响。图 8.9a 表明，对于一个给定的切换间时间（500s），当绑定更新的单向延迟增加时，失效概率增加，而图 8.9b 表明，对于一个给定的单向时延（50ms），当切换间时间减少时，失效的概率增加。基于式（8.5），图 8.10 给出，当切换总数为 3 时的同时移动概率 P_3。对于切换间时间和单向延迟的相同数值，当切换次数增加到 3 时，由同时切换导致的失效概率增加。和预计的一样，当单向分组延迟最大和平均切换间时间最小时，发生同时移动的概率最大。由此，同时移动问题的影响可能是非常显著的。如果问题是不固定的，则两个移动主机的绑定更新将永远不能到达另一个主机，所以连接就可能丢失。重要的是指出，这项分析是乐观的，原因是这里假定从 A 到 B 的绑定更新不会丢失。因为这条绑定更新也许会丢失，存在一个较小的概率，所以在这项分析中计算得到的值可仅被看作同时移动发生似然率的一个下界。在会话初始信令期间同时移动的情形中，失效概率也依赖于移动节点的移动速率。由实验室测量数据，完成整个会话初始信令序列要花费大约 200 ~ 300ms。一次完整的注册花费大约 150ms。因此，在会话初始信令期间发生同时移动的概率是不可忽略的。

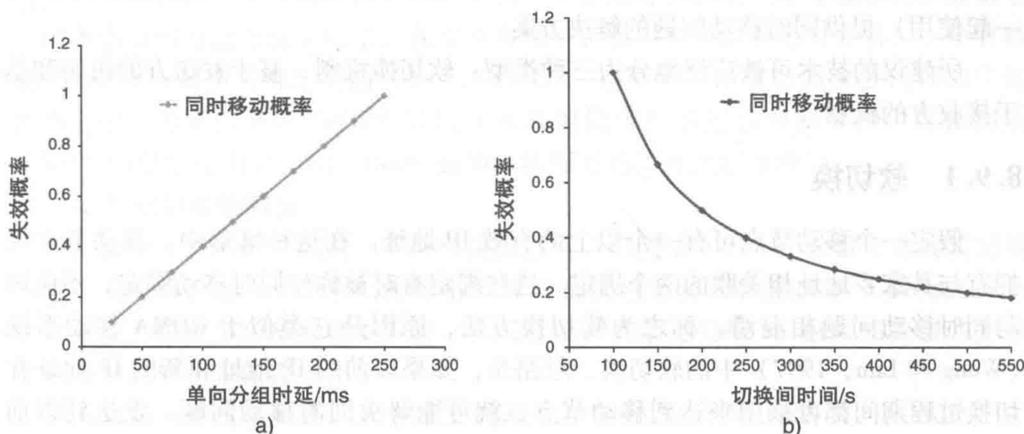


图 8.9　依据延迟和平均切换时间画出 P_0

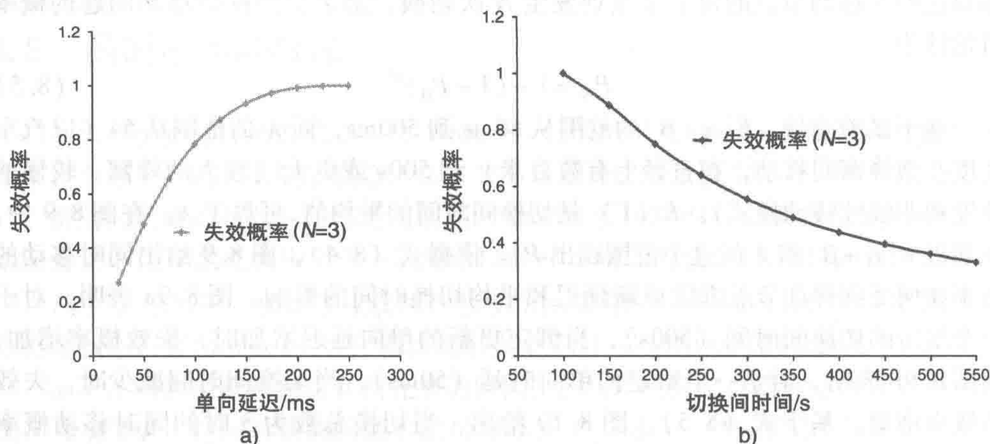


图 8.10 依据延迟和平均切换时间画出 P_N

8.9 解决方案

Kravets 等（2001）暗示，甚至当两台终端主机同时移动时，使用某种在固定位置的中介支持继续同时是存在益处的。但是，就我们所知，以前的工作没有将分析进行到在 8.7 节中所述的程度，也没有对应用到以前提出的大范围移动协议解决方案的一种系统性分析。在本节描述一些解决方案机制。对于一种给定的移动协议，这些解决方案机制是特定机制和功能，可被用来（典型地与其他机制和功能一起使用）提供同时移动问题的解决方案。

所建议的技术可被广泛地分为三种类型：软切换机制、基于发送方的机制和基于接收方的机制。

8.9.1 软切换

假定一个移动节点可有一个以上的有效 IP 地址。在这种情形中，移动节点可拥有与其家乡地址相关联的两个绑定。这些绑定有时被称作同时移动绑定，不应该与同时移动问题相混淆。称之为软切换方法，原因是它类似于 CDMA 移动系统（Wong 和 Lim，1997）中的软切换。思路是，如果以前的 IP 地址和新的 IP 地址在切换过程期间都可被用来达到移动节点，就可能解决同时移动问题。发送到以前 IP 地址的绑定更新就可能正确地到达。但是，虽然多数当前操作系统可为无线接口支持多个并行 IP 地址，但这不算一种通用的可行解决方案。原因如下：

1）操作系统需要能够为无线接口支持多个并行的 IP 地址。

2）移动节点的网络接口需要能够同时连接到多个基站（可能属于两个不同的

子网）。CDMA 技术提供这种能力，其中网络接口可同时连接到两个网络接入点。但是，这仅限于 CDMA 接入技术。

3）资源利用率不是高效的，原因是在同时移动绑定时段期间带宽资源的冗余分配（在两条通信路径上）。

4）同样重要的是，同时移动绑定是活跃的，目的是确保在同时移动期间不会发生问题。它等待的时间越长，则这种特定方案冗余地使用宝贵网络资源就越多。因为对任何无线电网络技术，这种解决方案都必须发挥作用，所以同时绑定的使用不是一种令人满意的解决方案。因此，在本章将不进一步地描述与软切换方法相关的机制。

8.9.2　接收方侧的机制

接收方侧机制可典型地部署在接收方以前的网络或家乡网络，并代表接收方，帮助它进行定位。针对两种移动协议 SIP 和 MIP - LR，已经分析的一些机制有重传、转发、重定向、提前式转发和提前式重定向。在 Wong 等（2003b）和 Daniel Wong 等（2007）中可找到所建议机制的细节和结果。下面是接收方侧机制的一个列表。

1. 基于定时器的重传

可以想象，如果一个转发位置中介没有接收到绑定更新成功地由拟设接收方接收的确认，则它就自动地重传一条绑定更新。这个位置中介可位于接收方的家乡网络或一个拜访网络［如以前的网络或最新的（latest）网络］中。基于超时重传的位置中介类似于提前式位置中介，在于它们都需要简短的存储消息，如有必要，进行重传。差异在于重传的条件。只要得到一个新地址，提前式中介就重发，而基于定时器的重传可能有点太慢了。在现有实现中，在一个定时器超时之后，一个有状态的 SIP 中介可重传绑定更新（re - INVITE）。这可位于接收方的家乡代理或拜访网络之中。为确保 re - INVITE 消息（和其他信令）通过这台服务器，可在初始 INVITE 消息中使用 Record - Route 选项，将服务器添加到信令路径。

2. 常规的被动转发

在接收方侧的转发机制，支持绑定更新从以前网络中的一个位置中介转发到接收方正确的新位置。从一个以前网络的转发机制也可转发数据分组（因为无论从哪方面说，位置中介都要转发分组，所以它也转发数据分组）。也可想象接收方家乡网络中这样一个位置中介。

下面是一些现有实现，其中转发代理处在接收方以前的网络中。在 MIP - RO（带有路由优化的移动 IP），以前外地代理作为这个角色转发数据分组。不幸的是，MIPv6 中缺失了这项能力，也许是因为在 MIPv6 中没有外地代理（所以在以前的网络中就没有自然的转发代理存在）。由此，在 MIPv6 中仍然存在同时移动问题。类似地，基于 SIP 的移动管理和 MIP - LR 缺乏这样的功能。在一些例子中，转发代

理可处在接收方的家乡网络中。一个例子是 MIPv4 和 MIPv6 中的家乡代理。接收方家乡网络中的一台 SIP 服务器也可提供这项能力，例如，如果使用初始 INVITE 消息中的 Record - Route 字段，它将自己放置在信令路径的话。

3. 提前式转发

常规的被动转发可能不足以解决同时移动问题。一个提前式转发位置中介可能有所帮助，其中在切换前发生转发。

4. 重定向

接收方侧的重定向机制可帮助将消息（如绑定更新）送到合适地点。存在一些现有实现，其中重定向代理被放置在接收方的以前网络和家乡网络中。在 MIP - RO 中，以前的外地代理可作为这个角色。在 MIP - LR，HLR 实施这项工作，但仅在一个媒体会话开始之前。之后，它没有牵涉到通信会话期间的控制信令中。由此，它不算作同时移动问题的一种解决方案机制的合适实现。

5. 提前式重定向

常规的重定向可能不足以解决同时移动问题。一种提前式重定向位置中介可在一些情形中提供辅助，其中存在到多个目标网络的切换概率。

8.9.3 发送方侧的机制

发送方侧机制，典型地可部署到发送方的家乡网络中或发送方本身内，并代表发送方操作，尝试到达接收方。如果没有使用这些机制，则接收方可能与发送方同时移动，就可能接收不到绑定更新。下面是发送方侧机制的一个列表。

1. 基于定时器的重传

如果一个转发位置中介没有收到绑定更新由拟设接收方成功接收的确认，则它自动地重传一条绑定更新。这个位置中介可位于发送方的家乡网络或甚至在发送方本身（对于端到端重发而言）内部。

存在几种现有的实现。在一个定时器超时之后，一台有状态 SIP 服务器可重传绑定更新（re - INVITE）。

2. 转发（常规被动类型）

发送方家乡网络中的转发机制可帮助使诸如绑定更新等消息到达合适的地点，但相比接收方侧的机制，也许不那么有用，原因在于由被转发信号花费的时间（由发送方家乡网络和接收方之间的距离导致的）。

3. 提前式转发

常规被动转发不足以解决同时移动问题。一个提前式绑定更新中介可在一些情况下提供辅助，其中它尝试找到接收节点的最新当前位置，并重试转发到那里。

4. 重定向

发送方家乡网络中的重定向机制可帮助使诸如绑定更新等消息到达合适的地点，但相比接收方侧的机制，也许不那么有用。

5. 提前式重定向

常规重定向不足以解决同时移动问题。在目标网络不确定的一些情形中，一个提前式重定向位置中介可提供辅助。

表 8.1 给出不同移动协议时这些解决方案机制的适用性。表 8.2 给出不同解决方案的强项和弱项。

表 8.1　各种解决方案机制的适用性

解决方案			MIP – RO	MIPv6	SIPMM	MIP – LR
接收方侧	以前的网络	重传				
		转发				
		提前式转发	是		可能的	
		重定向				
		提前式重定向	是			
	家乡网络	重传				
		转发				
		提前式转发			可能的	
		重定向	是	是	可能的	
		提前式重定向				是
发送方侧	家乡网络	重传				
		转发				
		提前式转发			可能的	
		重定向			可能的	
		提前式重定向				
	在发送方处	重传			是	

表 8.2　不同解决方案的强项和弱项

解决方案	强项	弱项
丢失消息的基于定时器的重传	可采用一个定时器，容易地加以实现	1）选择良好超时值的困难性 2）重传也可能丢失
同时绑定	在解决同时移动的切换延迟方面，没有显著增加	1）不是所有无线网络都支持 2）冗余的资源利用 3）不清楚要保持同时绑定处于活跃状态的时长
由以前网络实施的转发机制	如果数据和信令都被转发，则是有效的	因为从以前网络进行转发，所以切换延迟稍稍有所增加；对同时移动仍然是脆弱的，但具有减小的脆弱失效间隔
静态中介	完全消除脆弱失效间隔	切换延迟增加

8.10　应用各种解决方案机制

本节描述各种解决方案机制如何应用到不同的移动协议。形象地说明它们对一些移动协议（即移动 IPv6、SIPMM 和 MIP - LR）的适用性。

8.10.1　移动 IPv6

考虑三种不同的解决方案机制处理 MIPv6 中的同时移动问题。这些机制描述如下。

1. 以前网络中的转发中介

如前所述，对于 MIP - RO，以前网络中的外地代理作为转发中介。但是，在 MIPv6 中没有使用外地代理。由此，以前网络中的常规路由器需要增强带有转发中介功能。这将涉及对 MIPv6 的重大挑战和修改。例如，为安全地以一个移动节点的最新 IP 地址更新一台路由器，将需要一种机制。但是，使常规 IPv6 路由器实施这种转发，也许会造成一个部署瓶颈，由此也许需要引入某种代理。

2. 发送方侧和接收方侧机制的组合法

在 Wong 等（2003b）中提出发送方侧提前式绑定更新中介和接收方侧提前式重定向位置中介的组合法作为一种通用解决方案。下面建议也可将相同技术应用到 MIPv6。发送方和接收方的家乡代理可分别作为一个提前式绑定更新中介和提前式重定向位置中介。必须修改返回可路由能力，从而使 CTI 消息通过发送方的家乡代理。对 MIPv6 的另一项修改是，在将绑定更新转发到通信节点之前，必须首先被反向隧道传输到移动节点自己的家乡代理。修改后的 MIPv6 更新规程按如下方式工作。假定有两个移动节点 A 和 B。A 通过 A 的家乡代理发送它的 CTI 和绑定更新消息到 B，而不是直接发送到 B 的转交地址。但是，之后 A 的家乡代理将这些消息转发到 B（发往 B 的转交地址）。A 的家乡代理作为一个提前式绑定更新中介，也将任何这种消息的一个备份保持一段时间 τ。之后它查询 B 的家乡代理（作为 B 的一个提前式位置中介）找出 B 是否有一个较新的地址。B 的家乡代理立刻做出反应，但将查询备份保持一段时间 ρ。如果在超过这个时间之前，B 的家乡代理接收到在一个新地址的 B 的一条注册，则它提前纠正其查询。之后 A 的家乡代理将消息转发到新地址。这种解决方案如图 8. 11 所示。

基于对网络合适信令和计算时延的合理估计，必须仔细地实施 τ 和 ρ 的选择。清楚的是，$\tau > \rho$，从而 A 的家乡代理可对来自 B 家乡代理的任何查询响应纠正（消息）做出反应。

3. 仅使用接收方侧的机制

迄今为止讨论的两种解决方案不好，原因是它们要求对 MIPv6 做出重大修改。

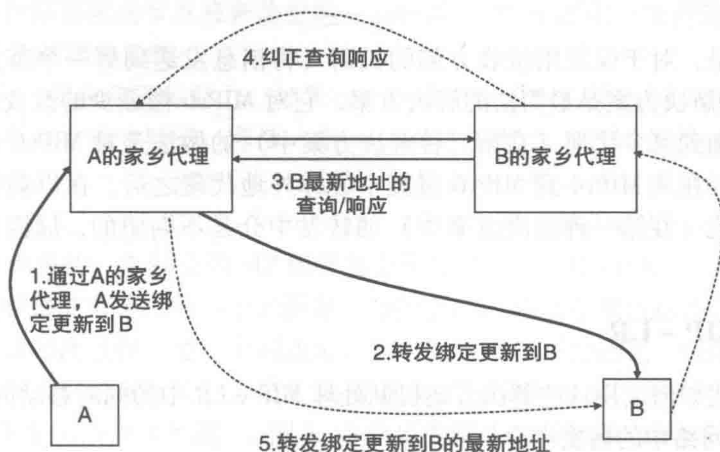


图 8.11 发送方侧和接收方侧的机制

一种 MIPv6 为中心的解决方案是首选使用的。因此考虑这样一种解决方案，其中仅涉及家乡代理。A 是（CTI、HTI 或绑定更新的）发送方。使用 B 的家乡地址，A 将所有这些消息发送到 B，由此强制 B 的家乡代理介入其中。B 的家乡代理作为一个提前式转发位置中介（对其作为一个转发位置中介的通常角色做了一点微小修改），像通常一样转发控制消息到 B，但将它的一个备份保持一段时间 τ。如果在那个时间期间它得到来自 B 的任何绑定更新，则它提前将消息转发给 B。这种解决方案如图 8.12 所示。但是，它要求在家乡代理处做出一些修改。除了像一个转发位置中介一样工作外，家乡代理需要像一个提前式转发位置中介一样工作。对实现这种解决方案的移动节点的主要修改也是不大的——将 CTI 和绑定更新发送到通信节点的家乡地址，而不是直接发送到它的转交地址。

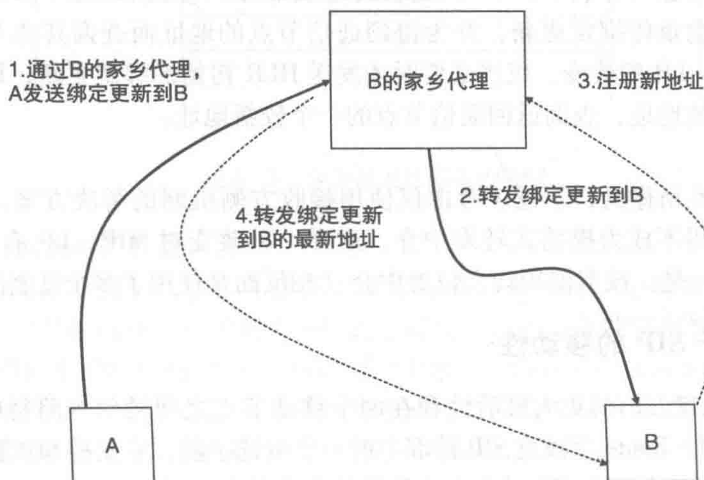


图 8.12 接收方侧的机制

4. 评估

清楚的是，对于仅采用接收方侧的机制（将消息发送到另一个节点的家乡地址），第三种解决方案是最简洁的解决方案，它对 MIPv6 做最少的改变。将查询和响应能力添加到家乡代理（在第二种解决方案中）的做法是对 MIPv6 的一项非常巨大的改变。在从 MIPv4 到 MIPv6 过渡中去掉外地代理之后，在以前网络中添加带有相当功能（在第一种解决方案中）的转发中介是不期望的，原因在于它增加了时延。

8.10.2 MIP - LR

本节描述如何应用这些解决方案机制处理 MIP - LR 中的同时移动问题。

1. 以前网络中的转发中介

有两种类型的 MIP - LR：一种采用外地代理（Jain 等，1998），一种没有采用外地代理（Jain 等，1999）。没有外地代理的版本使用通告代理。中介代理使用一项截获器功能，这项功能截获绑定更新，并将之发送到移动节点的新地址。

出于截获器功能放置的目的，使用外地代理还是通告代理是无关紧要的。关键点是，在每个外地网络中有某种类型的代理，而可将截获器功能放置在那里。MIP - LR需要做出修改，从而一旦移动节点得到它的新 IP 地址，使之能够将一条绑定更新发送到以前子网中的外地代理（或通告代理）。

2. 发送方侧和接收方侧的机制

在这种解决方案中，由一个移动节点向其 HLR 发送的绑定更新有通信节点的一个列表及其地址。已经实施重定向位置中介角色的 HLR 被增强为提前式重定向位置中介。它也作为一个提前式绑定更新中介，原因是在每次切换之后，它已经得到当前的绑定信息（作为 MIP - LR 更新的组成部分）。为做到这一点，HLR 必须得以增强，提前重传绑定更新，并为得到通信节点的地址而查询其他 HLR。为了最小化对 MIP - LR 的改变，仅当必要时才发送 HLR 初始的绑定更新，即此时相比移动节点提供的地址，查询返回通信节点的一个较新地址。

3. 评估

如对 MIPv6 所做的，不建议考虑仅使用接收方侧机制的解决方案。这是因为 HLR 之后将不得不成为提前式转发中介。这样一种改变对 MIP - LR 有点太大了，其中关键点之一是，没有使用转发位置中介（相反而是使用了多个复制的 HLR）。

8.10.3 基于 SIP 的移动性

SIP 支持放置方面的更大灵活性和在两个移动节点之间的信令路径中使用 SIP 服务器。Record - Route 字段是 SIP 首部中的一个可选字段，它支持 SIP 服务器在一个通信会话期间处在两个 SIP 端节点之间的信令路径中。假定在每个移动节点的家乡网络中将经常存在一台 SIP 服务器，它作为移动节点的一个最新位置中介。一个

最新位置中介保存移动节点最新位置的一条记录。SIP 也提供一项内建重传技术。

1. 基于定时器的重传

SIP 具有一项内建重传能力，如果在一次超时之后没有接收到一条确认，则重传消息。在会话中移动期间，即使一条 re－INVITE 通过 SIP 服务器（保存目的地的最新注册状态），它也可能丢失。但是，如果在一个指定的时间内没有接收到一条响应（OK 消息），则 SIP 支持 SIP UA（用户代理）的 INVITE（包括 re－INVITE）的自动重传。有状态的 SIP 服务器也重传（re－）INVITE。

基于定时器的重传法的一个问题是，当因为同时移动导致消息丢失时，显著的时延可添加到切换过程。另一个问题是，也不确保重传不会丢失。例如，重传可直接发送到通信主机的老地址，旁路掉知道通信主机最新地址的网元（如通信主机的有关 SIP 服务器或家乡代理）。图 8.13 给出为解决同时移动问题一项服务器辅助的重传技术如何是有用的。

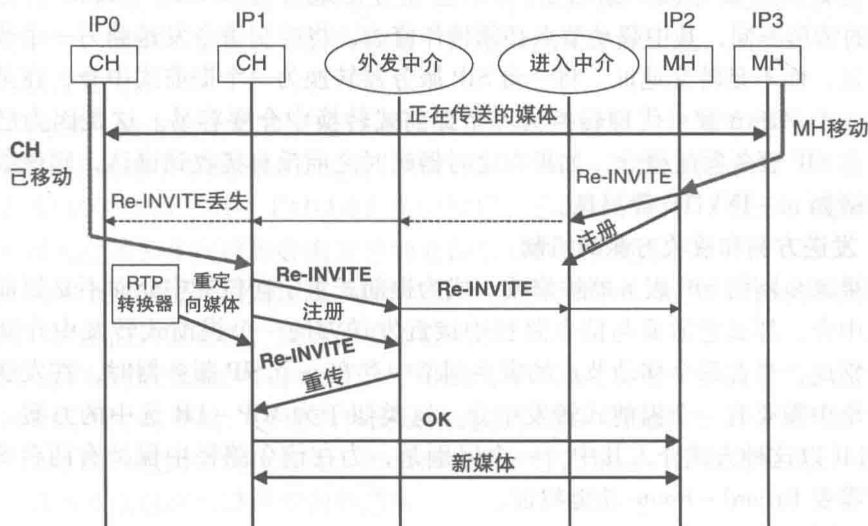


图 8.13　服务器辅助的重传机制

2. 以前网络中的转发中介

如在为 MIPv6 提出的第一种建议方案中那样，考虑将一个转发位置中介添加到移动节点的以前网络。对于基于 SIP 的移动性，转发中介的最自然选择可以是类似于一个 RTP（实时传输协议）转换器（http：//www. cs. columbia. edu/IRT/software/rtptools/）的一个实体，原因是这些已经用了转发媒体流量等。在以前网络中有一台 SIP 服务器（可转发这个信令）是一种解决方案。但是，如果保持将以前网络中的 SIP 服务器添加到信令路径（使用 Record－Route），则当移动节点移动且信令路径通过以前越来越多的 SIP 服务器时，信令路径变得不太高效。虽然现有

RTP 转换器仅可转发来自以前网络的数据流量，但可部署一种类似的机制，可截获信令并将之转发到移动节点的新位置。为接收更新信令，RTP 转换器可被增强，在一般不转换 RTP 的条件下，作为一个 SIP 信令转换器。

3. 接收方侧的机制

对于一种基于 SIP 的移动方案，接收方侧的家乡网络 SIP 服务器已经拥有一些位置中介功能，可进行修改，作为一个提前式位置中介。首先考虑这样的情形，其中它作为一个转发位置中介（它也可作为一个重定向位置中介，将在下一段加以考虑）。在从一条进行的 re - INVITE 的目的地接收到一条 REGISTER 消息时，SIP 服务器立刻重传 re - INVITE。基本上而言，这是与 MIPv6 第三种解决方案（首选解决方案）相同的解决方案。因此，图 8.11 也适用，其中 B 的家乡代理为 B 的家乡网络 SIP 服务器所替代，绑定更新为一个 re - INVITE 所替代。一个区别是，为使 SIP 服务器处在 re - INVITE 请求的信令路径中，可使用 Record - Route 字段。在移动节点处不需要修改，原因是，SIP 已经方便地带有 Record - Route 特征，与 MIPv6 的情形不同，其中移动节点必须稍作修改，将控制信令发送到另一个节点的家乡地址，而不是转交地址。将一台 SIP 服务器转换为一个提前式中介，在某些方面比将一个 MIPv6 家乡代理转换为一个提前式转换中介要容易。这是因为已经存在有状态 SIP 服务器的概念，如果在定时器超时之前没有接收到确认，则该服务器可重传诸如 re - INVITE 等消息。

4. 发送方侧和接收方侧的机制

如果家乡网络 SIP 服务器被修改，成为提前式重定向位置中介而不是提前式转发位置中介，那么它需要与信令路径中接近发送方的一个提前式转发中介交互通信。特别地，当在每个移动节点的家乡网络中存在一个 SIP 服务器时，在发送方的家乡网络中需要有一个提前式转发中介。这类似于为 MIP - LR 选中的方案，其中两个 HLR 以这种方式介入其中。一个区别是，为在信令路径中保持有两台 SIP 服务器，需要 Record - Route 功能特征。

5. 评估

给定两种类型（转发和重定向）的 SIP 服务器都可用的条件，看来第二种或第三种解决方案实现起来是一样简单的。另外，对于 MIPv6，给定家乡代理仅是转发位置中介的条件，明显偏好是接收方侧的解决方案。

8.11 结语

虽然原 MIP 没有遭遇同时移动问题，但诸如 MIP - LR、基于 SIP 的移动性和 MIPv6 等较新的移动管理协议确实面临这个问题。在本章中，识别出同时移动问题，介绍了一种新的分析框架，之后使用那个框架证明一下新定理，分析解决方案机制，并针对 MIPv6、基于 SIP 的移动性和 MIP - LR，提出和比较了同时移动问题

的解决方案。也进行了同时移动发生似然率的一项概率分析。

该问题由所考虑三个协议中至少两个协议（即 MIPv6 和基于 SIP 的移动性）流行性的期望增长而复杂化了。另外，随着在无线市场某些细分市场中较小型微蜂窝的增长和较高的移动速率，在未来将更频繁地发生同时移动。探索了处理同时移动问题的许多方法。在一些协议中存在现有功能，部分地帮助解决同时移动问题，或可被修改以处理同时移动。例如，对于基于 SIP 的移动性，类似于一个 RTP 转换器的一个转发实体，可被用来转发信令（包括绑定更新），这些信令也许已被发往以前的网络。

最近，在 IETF 的 MEXT 工作组的考虑中，介绍了 MIPv6 中同时移动问题的影响。因为认识到缺乏同时移动问题的解决方案，所以在 RFC 3775 bis（Johnson 等，2009）中添加了一个新的小节，处理由返回可路由规程导致的同时移动问题。作为 8.9 节中所讨论解决方案的一种替代方案，在草案中加入了如下修改：

1）在一些场景中，例如同时移动，其中通信主机和移动主机同时移动，或在如下情形中，通信节点重启并丢失数据，而路由优化还没完成，或绑定缓存中的有关数据也许丢失了。

① 返回可路由信令必须发送到通信节点的家乡地址，如果它有一个地址的话（即不是发送到通信节点的转交地址，如果通信节点也是移动的话）。

② 如果在 MAX_RO_FAILURE 次尝试后，返回可路由信令超时，则节点一定可退回到通过其家乡代理将分组发送到通信节点的家乡地址。

③ 在移动节点成功之前，它可能与返回可路由规程一起并行地运行双向隧道。为返回可路由消息的重传，应该使用指数回退。

2）返回可路由规程可由移动节点的移动触发，或由与一个通信节点的端到端通信的持续丢失（例如，依据来自高层的指示信息）所触发，其中通信节点使用到移动节点的一条路由优化连接。如果接收到这样的指示，则在重启返回可路由规程时，移动节点也许回退到双向隧道法。

第9章 对组播流化的切换优化

本章提出一些优化技术，这些技术可在一个层次结构范围的组播架构中切换期间，加快一条组播流的交付。首先提出层次结构范围的组播内容分发网络，描述该架构的功能组件及其实现，介绍降低组播流量加入和离开延迟的优化技术，最后针对优化切换和非优化切换，比较在原型测试床中得到的结果。前面各章将焦点放在单播流量的快速切换技术上。但是，在本章中，应用在第6章中讨论过的一些优化技术，在一个层次结构范围的组播环境中提供组播流量的快速交付。

9.1 主要贡献和标志性结果概述

当前，基于组播的内容分发系统缺乏灵活的功能特征，如本地和全局节目管理与自动广告插入。当移动节点在子网之间移动时，这些系统也不支持快速切换。与单播流量不同的是，组播流量是面向接收方的。由于移动节点在层2接入点或层3子网之间移动期间的组播加入延迟，接收组播流量的一个移动节点会遇到切换时延和相关联的媒体中断。对组播加入延迟的贡献来自于周期性的IGMP（因特网组管理协议）路由器查询和客户端可发送IGMP客户报告之前它要等待的随机时间量。这项加入延迟，在时长上可大到2min，并在移动节点的移动期间中断流化媒体。

提出并实现了一种基于层次结构范围的组播流化架构，它通过使用基于RTCP（实时传输控制协议）的反馈控制信息，支持本地和全局节目管理与实时广告插入。

为降低组播加入的切换延迟，提出了提前式和反应式触发技术。作为反应式机制的组成部分，开发了一种应用层触发技术，在移动节点切换到新网络之后，发送一条非请求RTCP（消息）加入组播树，而不是使用基于IGMP的网络层技术。接下来，接收到RTCP加入消息的服务器使用一条IGMP报告，加入上游路由器。

作为提前式技术的组成部分，提出了一种应用层中介和组播地址宣告器，从而当移动节点切换到一个新网络的过程正在进行时，本地服务器可代表移动节点加入组播树。使用IGMP，组播中介和服务器加入上游路由器，移动节点通过使用一条RTCP加入到组播中介而触发组播流。

一种基于层次结构范围的架构提供通过使用内容分发网络中本地路由器而管理本地和全局节目的能力。通过使用诸如RTCP提供的信号等的一种反馈信号，在不依赖于任何附加信令的条件下，所建议的机制提供控制一条通告时长的能力。通过使用诸如RTCP的一项应用层触发技术，移动节点不需要依赖于层3 IGMP路由器

查询间隔，它也不依赖于网络核心中的组播支持。通过在移动节点配置过程期间拥有触发组播流的能力，移动节点优化以并行方式优化各项操作。相比传统非优化组播切换方法，当存在一个组播组的概率较低时，所建议的提前式优化技术可将切换延迟降低10倍。当存在一个组播组的概率较低时（如0.2），相比所建议的反应式技术，所建议的提前式和并行触发技术性能要好4倍。

在本章后面，描述基于层次结构范围的组播架构的细节，并细化所建议的机制，这些机制支持本地和全局节目管理与广告插入。描述试验测试床，其中实现提出的架构和快速切换机制。也将采用所建议的快速机制得到的结果与从非优化系统得到的结果进行比较。

9.2 引言

一个CDN（内容分发网络）将内容从原始服务器分发到位于比较靠近终端客户端的副本服务器。一个CDN中的副本服务器存储一个经选择的内容集，并仅针对那个内容集的请求才由CDN服务。这种机制提供任意特定内容的降低的访问时延，并消耗核心网络中的较低带宽。存在许多商用内容分发网络，即Akamai（http：//www.akamai.com）、数字岛（Digital Island）和Edgecast（http：//www.edgecast.com），它们从多个新闻媒体（包括CNN和纽约时报）分发信息。图9.1给出一个样例内容分发网络，并说明本地成员（affiliates）如何分发全局节目和本地广告到端用户。

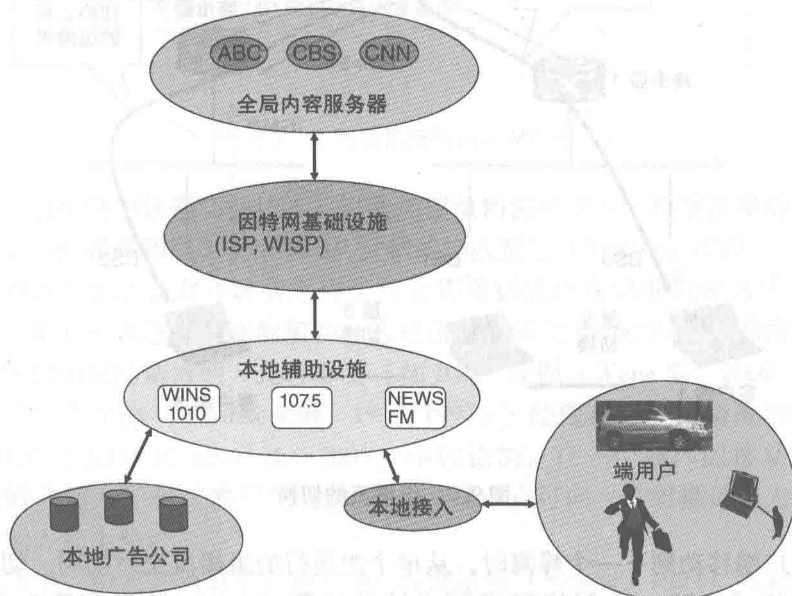


图9.1　一个内容分发网络的例子

一个移动内容分发网络可使用组播技术将内容从单个源更有效地分发到多个副本服务器（本地成员）和终端用户。与单播流量不同的是，组播通信是接收方发起的。由此，在确保高效的和及时的组播多媒体流交付方面，触发技术扮演一个重要角色。为维持一个客户端移动期间的最小丢失和延迟，人们期望的是最小化切换时间，并通过使用优化的触发技术发起流交付，支持组播流的几乎即刻交付。

在第2章中介绍了组播移动性。下面在加入延迟和离开延迟的语境下，对之进行再次介绍。图9.2说明一个移动节点是如何从一个接入点移动到相同路由器（路由器1）内的另一个接入点，之后移动到连接于路由器2的一个新子网的。在切换到新子网之后，移动节点重新加入组播组，并构造一棵新的组播树。在移动节点和路由器2之间使用IGMP，而路由器2使用PIM-SM（协议无关组播-稀疏模式）加入组播树（在切换之前，移动节点是该树的组成部分）。

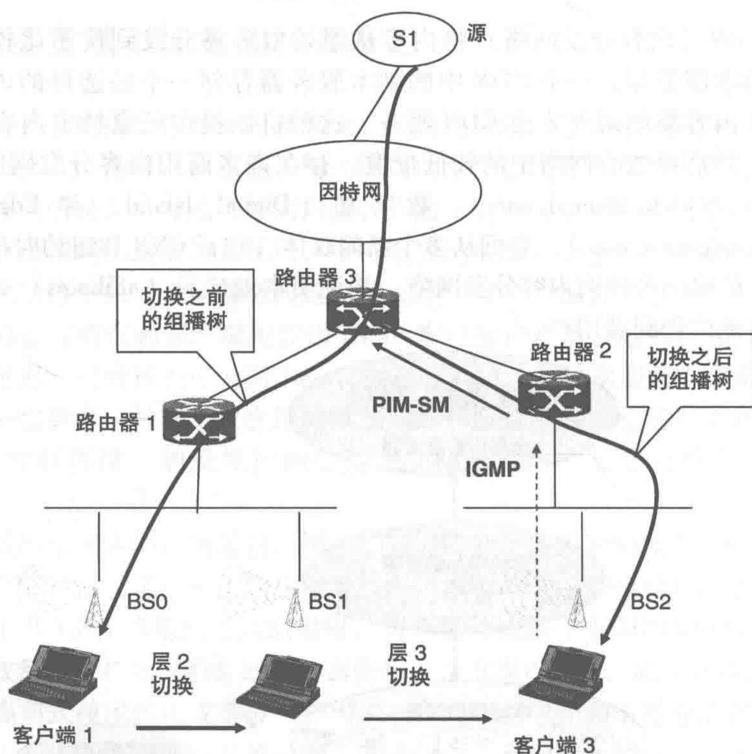


图9.2　组播流的切换

在客户端移动到下一个蜂窝时，从单个源进行的组播流交付期间，切换时延由几个分量组成，即一个新蜂窝子网或域的检测（Δ_1）、地址获取和网络配置（Δ_2）、触发将一条组播流交付到新子网（Δ_3）和多媒体流的交付（Δ_4）。这些延

迟因素中的一些因素对单播和组播流量是共同的（如蜂窝或子网检测，IP 参数配置），在本章中将集中讨论支持组播流化流量比较快速交付的优化技术。组播流量的比较快速交付依赖于加入延迟。加入延迟被定义为一台主机加入一个组播组和路由器将一条组播分组发往移动节点之间所消逝的时间。图 9.3 给出移动节点和第一跳路由器（路由器 1）（它使用 IGMP）之间的协议交互以及路由器 2 和路由器 3 之间使用 PIM - SM 的交互。该图说明路由器 2 在周期间隔如何保持发送 IGMP 路由器查询消息到所有主机组播地址（如 224.0.0.1），以及在移动节点加入一个特定组播组之后发送一条响应的。在接收到一条 IGMP 查询响应消息时，通过发送一条 PIM - SM 加入消息到上游路由器 3，路由器 2 加入新的组播组。

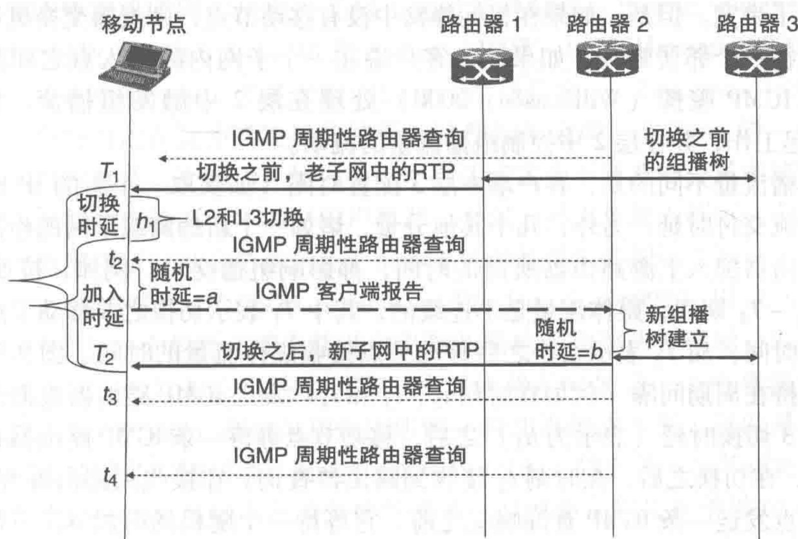


图 9.3　子网切换期间的 IGMP 流

在几个层中使用快速切换技术，以便加速组播流的交付。组播流量的交付时延依赖于层2 切换时延和层3 中由 IGMP 贡献的加入延迟（Fenner，1997）。离开延迟定义为在移动节点已经离开蜂窝之后仍然允许组播流量在以前的蜂窝中流动的时段。由此，离开延迟造成带宽的浪费，这是由于在移动节点已经离开蜂窝之后组播流在以前蜂窝中流动造成的。几种方法［如 IGMP 嗅探（Wang 等，2002）和 Cisco 组管理协议（CGMP）（Farinacci 等，1996/1997）］处理在层中组播流的切换。如在 RFC 3170（Quinn 和 Almeroth，2001）中讨论的，在一个域内的移动接收方可实施快速的“加入”和“离开”，此时一个移动节点可向一个组播地址发送，而没有显式地加入那个地址。

在层3 中，触发时延是由一条 IGMP 查询报告（Fenner，1997）导致的，该报告有助于移动节点在切换之后成为新组播树的组成部分。但是，如果当前在子网中至少存在另一个活跃的参与方，则不需等待从路由器听到一条成员关系查询的条件

下，移动主机可继续接收流量。IGMP 的典型查询间隔默认地是 125s（Williamson，2000），虽然这个值在组播路由器中是可配置的。为避免 IGMP 消息洪泛 LAN，这个值不能太小。Flament 等（1999）表明，当使用 IGMP 时，为在切换之后继续接收组播流量，一台主机将平均等待 65s。这是因为 IGMP 不是为一个无线环境中的漫游客户设计的。

在主机移动到一个新子网之后，典型的离开延迟大约为 2min，即即使在客户端离开之后，流仍然流向以前的蜂窝，由此造成以前蜂窝中的带宽浪费。

在层 2 中，当目的蜂窝是相同子网的组成部分时，组播流继续在两个蜂窝中流动。虽然避免了层 2 触发时延，如果在邻接蜂窝中没有活跃的参与方，无论如何这还是浪费了带宽。但是，如果在目标蜂窝中没有移动节点，则组播交换机通知将组播流量发往一个邻居蜂窝。如果一个客户端在一个子网内的接入点之间移动，则 CGMP 或 IGMP 嗅探（Williamson，2000）处理在层 2 中触发组播流。CGMP 与 IGMP 一起工作，并在层 2 中控制组播流量的流动。

与单播流量不同的是，客户端中层 3 配置时间（如获取一个新的 IP 地址）不影响组播流交付时延。另外，几个其他分量，诸如一个新蜂窝或子网的检测、触发时间和路由器加入上游路由器所需的时间，都影响组播交付。例如，按照图 9.3，在时段 $T_1 \sim T_2$ 期间，媒体流量是不连续的，其中 T_1 表示切换之前移动节点接收媒体流量的时间，而 T_2 表示切换之后移动节点接收媒体流量的时间。图 9.3 中的路由器 2 保持在周期间隔（例如在时刻 t_2、t_3 和 t_4）发送 IGMP 路由器查询消息。在层 2 和层 3 切换时延（表示为 h_1）之后，移动节点等待一条 IGMP 路由器查询。依据图 9.3，在切换之后，在时刻 t_2 接收到路由器查询。在接收到路由器查询之后，在移动节点发送一条 IGMP 查询响应之前，它等待一个随机的时段 a。一旦路由器 2 接收到客户端报告，则它加入上游组播树。加入上游组播树，有一个时延 b。由此，由组播加入延迟造成的总切换时延是 $t_2 - T_1 - h_1 + a + b$。因为一条 IGMP 查询消息的等待时间在 0 ~ 125s 范围内，所以 IP 组播切换将导致切换期间流化流量的一个大的间隙。

9.3 主要原则

当目标是优化组播流量的交付并降低切换时延和分组丢失时，下面是应该加以考虑的一些主要原则：

1）加入延迟的降低，降低了移动节点切换到一个新蜂窝或子网之后数据交付所花费的时间。

2）通过避免对家乡代理（基于家乡订阅的方法中经常使用）的依赖，消除了隧道开销。

3）离开延迟的降低，降低了以前网络中的附加带宽消耗。利用中介（代表移

动节点发送非请求的离开消息）可降低以前网络中的离开延迟。

4）切换功能间的并行操作降低媒体交付的总触发时延。

5）提前加入到一棵组播树，降低了切换到新网络之后的加入延迟。

6）快速切换技术可基于移动节点的移动应用在多个层中。

9.4　相关工作

几篇文章讨论了在因特网上组播加入和离开行为、信道冲浪（surfing）的影响以及移动对组播流的影响。依据 Ferguson（1994）的研究，加入或离开一个特定组播组同时改变蜂窝或子网的过程，类似于通过调换频道（flipping channels）而在一台 TV 或收音机上冲浪。Almeroth 和 Ammar（1997）以及 Almeroth（2000）描述了因特网上的组播组行为，并基于对 MBone（组播骨干）（Eriksson, 1994）时间统计的一项分析引用有关冲浪延迟的结果。这些结果表明，在 2min 的一个时间间隔内，一名用户离开一个会话，加入另一个会话或成为不活跃的。虽然这非常类似于组播的一个移动事件，其中一名用户离开一个组，并重新加入到下一个蜂窝中的同一个组，但那项研究没有考虑到用户的移动性和相关联的切换参数。

Xylomenos 和 Polyzos（1997）、Varshney 和 Chatterji（1999）以及 Acharya 等（1995）描述了与一个组播环境中移动主机相关联的多项架构性问题。Wu（1999）和 McAuley 等（1999）提出当端主机在一个域内移动时处理一条组播流快速交付的各种方式。Wu（1999）提出采用预注册的一种切换解决方案，目的是在子网间移动时提供组播流的快速切换。是这样做到这一点的，将有关一个邻接站所订阅的组播地址信息的一个单播信号发送到该邻接站，以便那个邻接站能够加入组播树，即使客户端移动进入邻接蜂窝时也能做到。这种解决方案假定，在每个子网中存在一个移动支持代理（MSA），它代表移动节点发起一条加入消息。

McAuley 等（1999）提出一种移动组播中介，其中中介的客户端自己不直接参与到组播树，而是组播中介参与到一棵组播树（该中介的客户端是这些组的成员）的形成过程。在这种情形中，组播中介实施类似于一台指定路由器功能的一项功能。但是，组播中介可处在成员的子网之外，并可使用单播、组播或一种范围受限的广播将组播消息转发到其接收方。

也存在扩展移动 IP 支持组播用户移动性的建议。但是，基于移动 IP 的双向打隧道解决方案将组播负担放在家乡代理（HA）上。在这种情形中，期望加入一个特定组播组的一名用户使用 IGMP，通过 HA 加入那个组。当用户移动到一个外地网络时，HA 负责将组播分组以隧道方式发送到用户。当一个 HA 在同一个组播组中有许多用户访问相同外地网络时，以隧道方式传输组播组到外地网络是低效的。如果多个 HA 在同一个被拜访的网络中有用户（是同一个组播组的成员），则同一组播分组的多个备份也以隧道方式传输。

移动组播（MOM）（Williamson 等，1998）使用一种基于移动 IP 的方法处理组播流量的移动性。Williamson 等（1998）做出一项提议，减少当多个 HA 以隧道方式传输相同组播分组到一个外地网络时双向隧道中出现的问题。在这种情形中，一个 HA 被选举为以隧道方式将组播分组传输到外地网络。基于范围的 MOM（Lin 和 Wang，2000）将 MOM 方法推进一步，并选举接近外地代理（FA）的一个组播代理以隧道方式将组播分组传输到外地网络。

为了避免以隧道方式传输到外地网络的组播分组的重复，一种建议方案是远程订阅。在这种情形中，期望加入一个组播组的一名用户，在每个拜访网络中都通过 FA 这样做。但是，这要求在每次切换之后，用户必须重新加入一个组播组。另外，在每次切换之后，更新用来路由组播分组的组播树跟踪组播组成员。为了限制树更新或限制组播分组的重复，提出了基于中介的或代理的解决方案。例如，在 Mobicast 解决方案（Tan 和 Pink，2000a）中，用户仍然在每个拜访网络中重新加入组播组。这个架构采纳了一个域外地代理（DFA）的概念，将外地域内的所有移动屏蔽于主组播交付树之外。在这个场景中，DFA 发送或接收进出一个组播组的组播流量。当移动主机正在接收组播流量时，DFA 在其网络中使用一个转换的组播地址预防由移动造成的组播更新。

Mysore 和 Bhargavan（1997）提出一种方案，处理去往移动主机的临时数据的丢失，做法是将一个位置无关的唯一组播地址指派给每个移动主机。但是，这项建议没有讨论一个层次结构环境中组播会话的移动性。

具有本地范围的组播，对于经历域内切换的移动用户，是更具吸引力的，原因在于它的方便部署和提供更灵活服务的能力，诸如无线环境中局部化的广告、新闻广播和位置特定的信息。带有本地范围的组播也处理全局组播地址指派问题。所建议的方法加快了一个层次结构式组播环境中的流交付。它在一个无线环境中利用基于局部化范围的 IP 组播技术，可适用于一个移动因特网上的收音机和 TV 冲浪。

9.5　一个层次结构式组播架构中的移动性

许多现有解决方案是基于层 2 和层 3 的技术，并且没有考虑应用层技术。它们也没有考虑一个层次结构范围受限环境中的局部化组播，其中移动主机可工作在有限范围的一个私有网络中。局部化组播意味着客户端被指派本地范围的组播地址，其中一个存活时间（TTL）在非常少的子网上确定了一个界限。这种方法避免组播地址耗尽，并降低了组播地址的重叠。

所建议的快速切换技术是基于应用层触发器的，应用了多项快速切换技术，即在第 6 章中定义的提前式操作和并行操作。

设计了一个基于层次结构范围的组播内容分发网络，称作 MarconiNet（Dutta 和 Schulzrinne，2001），并进行了原型实现。这项技术使用 IETF 协议 SDP（会话描

述协议）（Handley 和 Jacobson，1998）、SAP（会话宣告协议）（Handley 等，2000）和 SIP（Rosenberg 等，2002），并从使用 RTCP 中受益，提供多项灵活的功能特征，如局部化的广告、新闻广播、位置特定的信息、服务质量保障和移动用户的优化的域内切换。在这个架构中有四个主要功能组件，即无线电站客户端（RSC）、无线电天线服务器（RAS）或本地站、广告或媒体服务器和因特网媒体客户端（IMC）。图 9.4 给出实现的层次结构流化架构的一个功能图，对之对用于组播移动的快速切换技术进行了试验。这个架构假定整个网络都存在组播连接能力，但如果在网络的某些部分缺乏组播连接能力，那么可部署一些可能的应用层解决方案（Finlayson，2003）。描述了在支持组播的网络和不支持组播的网络之间支持移动性的不同方式（Dutta 等，2003a），其中使用基于本地中介的隧道和基于 UDP 的隧道。

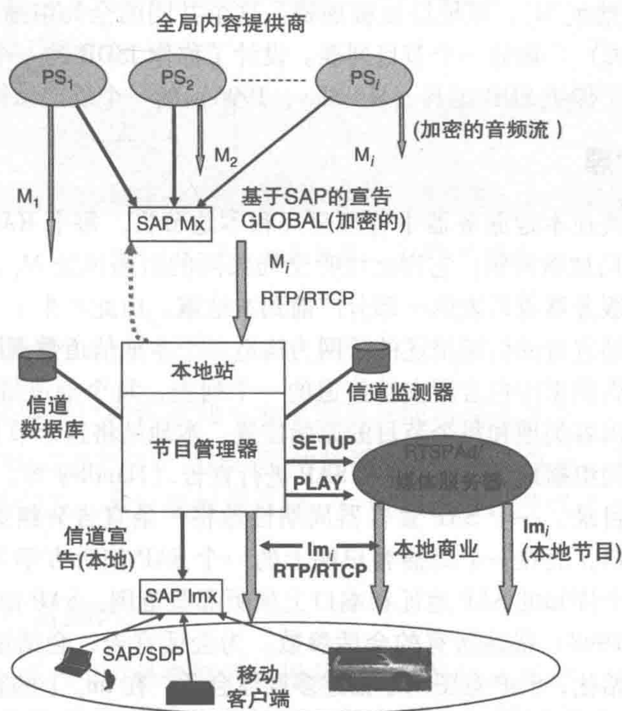


图 9.4　基于层次结构范围的流化架构

所建议的组播架构有两层（层次结构范围的）IP 组播会话。在两层中的较高层，在广播站（RSC）和本地站（RAS）之间存在一个全局组播关联。在层次结构的较低层，为服务器和侦听客户端（IMC）之间的每个广播站（可以是私有范围限制的）创建一个本地范围受限的组播会话。本地服务器与广告服务器交互通信，使用诸如 SIP 和 RTSP（实时流化协议）（Schulzrinne 等，1998）提供流控。对该架

构的几个不同功能组件进行了原型实现，如本地和全局节目管理、一个信道监测器、应用层触发、安全和涉及多个服务器的切换。但是，在本章中，仅将焦点放在快速切换技术的试验分析上。

在 Dutta 和 Schulzrinne（2004）中描述了与这个架构关联的功能模块的细节。下面简短地描述每个这样的模块的功能。

9.5.1 信道宣告

一台全局流化服务器（如一个无线电/TV 站或一个个体广播站）可潜在地将节目广播到一个全局受众。由此，一个全局站 RSC_i 在一个唯一组播地址 M_i 上实况地发送其节目，这些节目是全局范围的并在 RTP/UDP 上进行加密（其中对每个站，M_i 是不同的）。这些全局广播站使用一个 SDP 参数子集发送它们的会话宣告到一个全局组播地址 M_x，该地址也被加密。这个共同的全局组播地址 M_x 包含由主无线电站（RSC）广播的一个节目列表。设计了称作 JSDR 的一个基于 Java 的接口，它提供相当于传统 SDR 工具（Handley，1996）的一个层次结构式搜索功能。

9.5.2 信道管理

信道管理模块在本地服务器中管理全局和本地节目。每个 RAS（或本地服务器）得到一个全局加密密钥，它用之侦听全局共同的组播地址 M_x，并得到信道的一个列表。本地服务器将列表的一部分广播到本地域，由此产生一个本地宣告数据库。由每个全局站宣告的信道描述的子网为构造一个本地信道数据库提供足够的数据。这个本地宣告数据库包含所支持信道的一个列表，每个信道带有合适的属性，如名字、时长、内容类型和每个节目的原始位置。本地站将这个节目索引发送到一个本地范围的共同组播地址 lm_x，使用 SAP 进行宣告（Handley 等，2000）。SAP 帮助宣告组播会话目录。一个 SAP 宣告器周期性地将一条宣告分组组播到一个周知的组播地址和端口，而在一个组播客户端上的一个 SAP 侦听方学习到它所在的组播范围，并在一个周知的 SAP 地址和端口上侦听那些范围。SAP 使用 SDP（Handley 和 Jacobson，1998）描述所有的会话参数。为会话宣告、会话邀请和其他形式的多媒体会话初始化，SDP 意图用于描述多媒体会话。在 lm_x 上的宣告是没有加密的，原因是它赋予本地站找出它们所中继什么媒体的能力。RAS 也为每条信道维护一对组播地址。这保持全局范围组播地址 M_i（在该地址上无线电站发送它的节目）和本地范围组播地址 lm_i（要中继到的地方）的映射。RAS 在全局组播地址 M_i 上接收音频流，并为 IMC 将之重定向到本地组播地址 lm_i。本地节目发送到一个特定的本地范围组播地址 lm_l。

只要客户端在一个特定组播地址上在 RTP 上正在接收音频流，该客户端就继续发送 RTCP 分组到管理服务器。来自 RTCP 分组的信息可被用于计费、音频质量反馈，也用于一个特定组播组的成员关系信息。

图9.5给出信道管理器的一个截屏，在测试床中实现该管理器。该图给出全局节目、本地节目和本地广告插入的一个列表。

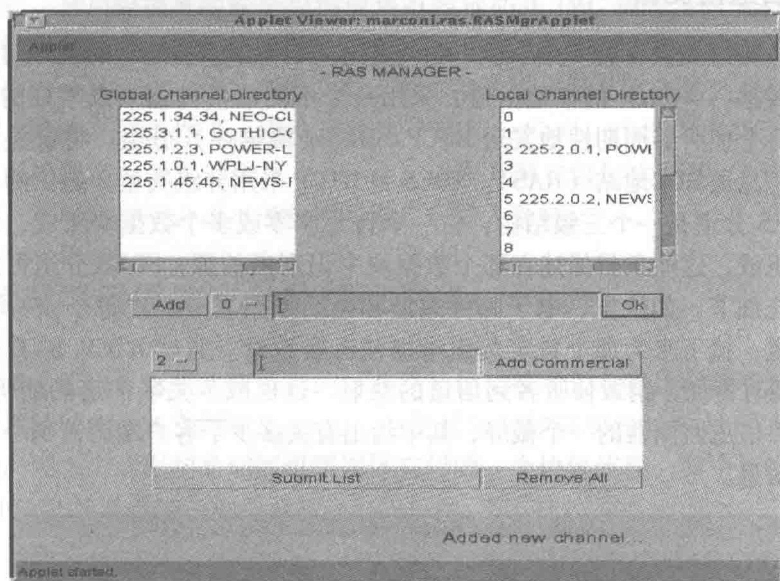


图9.5　在本地服务器处的信道管理器

9.5.3　信道调谐

因特网多媒体客户端调谐到本地范围的共同组播地址 lm_x，使用基于SAP和SDP的一个JSDR调谐器确定当前可用的节目。依据SAP规范，天线服务器每隔几分钟就更新宣告信息。客户端可调谐到一个特定信道，得到那个时间可用的节目细节。

9.5.4　本地广告插入

局部化信息插入可以是提供的（提前准备好的）或基于一个外部事件（如一条紧急通知）的事件驱动的。它假定，每个全局广播站都提前知道商务休息（commercial breaks）的开始时间和时长，或对休息时间具有控制权。

通过一个RTCP报告，全局站将一个商务间隔通知本地站。在接收到一个商务间隔的信号时，在本地站的管理服务器请求本地RTSP服务器在指派给那个站的一个特定局部范围组播地址 lm_l 上播放一条本地广告。使用一个RTSP命令集合，如SETUP、PLAY和STOP，控制在本地范围组播地址上的流交付。在这个时间期间，本地服务器在本地域中停止从 M_i 到 lm_i 转发RTP流。基于由RTCP报告传递的信息，本地广告运行一个特定的时间。在广告时间结束之后，本地服务器开始中继全

局节目。

9.5.5 信道监测器

信道监测器提供有关多少个客户端调谐到一个特定组播地址的统计信息。对于每个正被转移（divert）的本地信道，采用一个不同端口创建一条附加的 RTCP 信令信道。每个侦听器周期性地发送 RTCP SDES（源描述）分组，将有关谁正在侦听什么的信息通知本地站（RAS）。SDES 是 RTCP 采用分组类型 2 提供的 5 种分组之一。SDES 分组是一个三级结构，由一个首部和零或多个数据块组成，每个数据块由条目组成，这些条目描述在那个数据块中识别出的源。SDES 分组可提供参与识别和补充细节，如位置、电子邮件地址和电话号码。RAS 将每个侦听者映射到期望的信道，接下来为那个特定信道增加侦听者数量。通过 RTCP BYE 分组或通过 RTCP 超时特征，销毁侦听者到信道的映射。这也减少关联信道的侦听者数量。图 9.6 给出信道监测器的一个截屏，其中给出有关多少个客户端调谐到一个特定信道的统计信息。

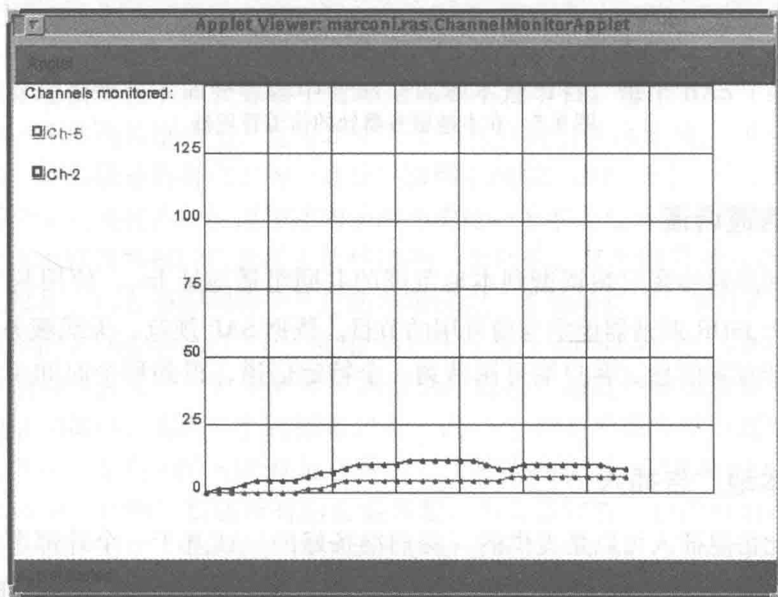


图 9.6 信道监测器

9.5.6 安全

所建议的架构总共提供四个级别的安全，即全局宣告加密、全局组播流加密、本地审计加密和用户认证。通过使用全局宣告加密，可将全局宣告从本地宣告中区别开来。本地 IMC 不能访问全局宣告，并仅可查看本地宣告。通过在宣告期间由

全局无线电站使用一个全局加密密钥，这种方案不允许本地因特网组播客户端猜出有关全局信道的信息，由此对本地站在仅将这些信道的一个子集宣告给本地客户端赋予控制权。全局组播流的安全模型应该有效地防止IMC和非支付RAS，防止它们接收广播内容。由此，每个无线电站（RSC）必须维护一个加密密钥，并加密所有的外发内容，从而仅传输一条密文流。基本战略措施是，在该站处产生一个对称加密密钥，并在支付条件下，安全地将这个密钥分发到一个特定RAS。全局组播流加密也可扩展到一个本地分区（section）（作为第二级层次结构）。广告公司也可被认证，从而非授权公司不能劫持本地广告插入系统。

9.6 针对组播媒体交付的优化技术

在本节，给出针对组播流提出的一些移动优化技术，并描述在基于层次结构范围的组播系统（在9.4节讨论过并在一个测试床中加以实现）中采用这些技术进行的试验。图9.7给出切换期间组播媒体交付的一个协议流程，其中切换使用基于RTCP和IGMP触发器的一种组合法。

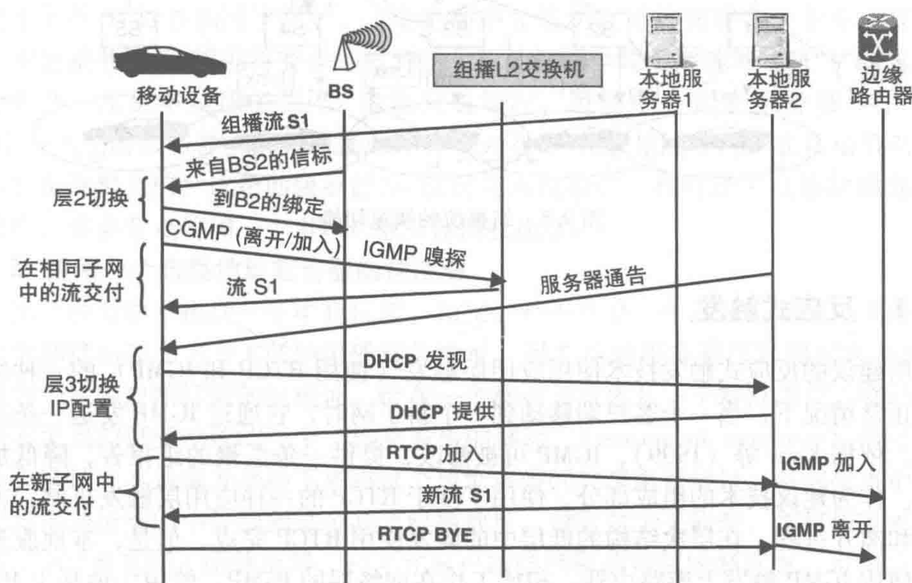


图9.7 组播流量的切换流程

下面各节描述四种不同的优化技术，通过降低加入延迟，它们提供比较快速的组播流交付。所建议的技术依据的是基于远程订阅的方法，没有使用移动IP，由此避免家乡网络和拜访网络之间的隧道。

图9.8给出试验测试床，其中实现了各功能组件，并展示说明了针对组播流化

应用的几项快速切换技术。I_a、I_b、I_c 和 I_d 是全局可路由子网，它们分别连接到本地服务器 S1、S2、S3 和 S4 的主要接口，而 i_a、i_b、i_c 和 i_d 是连接到相应服务器辅助接口的本地子网。接入点连接到相应服务器的辅助接口。在这种情形中，移动节点（表示为一辆汽车）实施蜂窝之间的一次切换，由此遇到层 2 和层 3 切换。

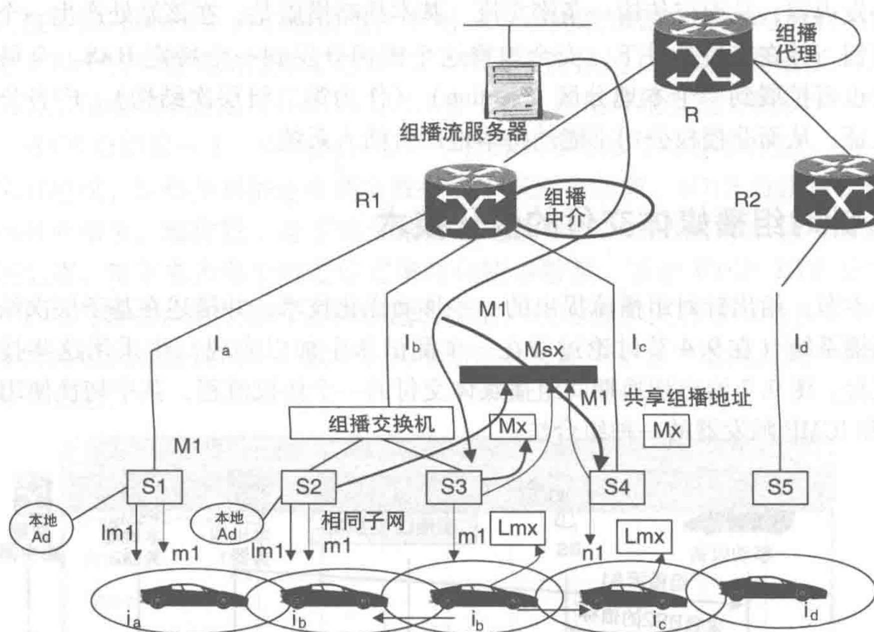


图 9.8　组播流的快速切换

9.6.1　反应式触发

所建议的反应式触发技术使用应用层触发（使用 RTCP 和 IGMP）的一种组合法。正常情况下，当一个客户端移动到一个新子网时，它通过 IGMP 发送一条加入请求。依据 Kaur 等（1999），IGMP 可被修改，提供一条汇聚的组报告，降低加入延迟。作为建议技术的组成部分，使用了基于 RTCP 的一种应用层触发机制，方便加入和离开过程。在层次结构的低层中的触发使用 RTCP 完成。但是，本地服务器触发使用 IGMP 触发上游路由器。相比工作在网络层的 IGMP，使用一种基于 RTCP 的触发技术，在用户空间提供一种解决方案。图 9.7 形象地说明移动节点、基站、本地服务器和上游路由器间的通信流程。它形象地说明一条组播流的反应式触发，其中在层次结构的低层，使用基于 RTCP 的应用层触发技术。在这幅特定的图形中，移动节点从一个蜂窝移动到另一个蜂窝，在过程中遇到层 2 和层 3 切换。在这种方法中，移动节点不需要等待一条 IGMP 报告，也不需要为发送一条 IGMP 查询响应而等待一个随机时间。当移动节点决定离开一个特定的组播组时，它也使用一

条 RTCP BYE 分组。一条 BYE 分组是类型 203 的一条 RTCP 分组，当一个参与方离开一个会话或当它改变它的 SSRC 时，产生这样的一条分组。这个应用层过程有助于降低由 IGMP 离开过程造成的离开延迟。

9.6.2 提前式触发

提前式加入方法降低了一个打算切换的客户端的加入延迟，代价是邻接蜂窝中某个时长的附加带宽。下面描述两种提前式加入方案：采用一个组播中介代理的预注册和采用一个组播地址宣告器的预注册。

1. 采用一个组播中介代理的预注册

在第一种方法中，提出在每个子网中使用中介代理。即使在客户端移入新子网之前，这些中介代理也代表本地下游服务器加入上游组播树。由此，组播中介代表本地服务器，提前将 IGMP 查询消息发送到它的上游路由器，并可帮助将全局流在相应的全局组播地址上转发到这些客户端在一个特定时间段（由进入蜂窝的客户端确定的）将要移动到的区域（处在邻接子网中）。

如图 9.8 所示，路由器 R1 装备带有一个组播中介代理。这个组播中介代理与流化服务器 S4 处在相同子网上。一个组播中介模块也可被安装在一个专用服务器中。本地服务器 S3 提前将有关即将到达主机的订阅全局组播地址（M1）信息通知中介代理。在从本地服务器 S3 接收到通知时，组播中介代表服务器 S4，使用 IGMP 加入上游服务器。因为组播中介和服务器 S4 共享相同子网，在移动节点移动进入邻接蜂窝之前，这帮助服务器 S4 提前加入组播树。在移动节点移动到邻接蜂窝之后，移动节点使用一个 RTCP 触发器接收流量。

2. 采用一个组播地址宣告器的预注册

第二种方法不包括一个中介代理。相反，对于共享一个区域，与另一个站重叠的每个邻接站存在一个关联的组播宣告地址。每个本地服务器可订阅到这个地址，并找出到达客户端订阅的组地址。恰在一个移动节点离开一个蜂窝之前，移动节点发送有关当前订阅地址的一个“即将发生的移动”（movement imminent）信号到本地宣告地址。本地服务器接下来将这个地址宣告到共享组播地址，各邻接本地站在全局范围地址空间中订阅到这个共享组播地址。没有这个关联时，邻接服务器发送一条 IGMP 消息到上游路由器，甚至在客户端已经移动到新的蜂窝时，也将流重定向到本地蜂窝。这有助于最小化组播数据的中断时间。

这种机制也在图 9.8 中示出。在这幅图中，M_{sx}是宣告地址，邻接服务器（如 S2、S3 和 S4）从这里学习到即将出现的主机的组播地址。通过调谐到宣告地址，每台邻接本地服务器学习到移动节点的订阅地址。这种特定方法在每个子网上避免了一个附加的中介代理。

9.6.3 在一个移动节点配置期间触发

使用这种方法，客户端在新网络中配置期间也传递移动节点的组关系信息。在移动节点切换到新子网之后，它立刻发送对以前订阅的组播地址的请求，这作为层3配置过程期间一条DHCP发现消息的组成部分。在从DHCP服务器得到一个IP地址过程期间，客户端可发送一条非请求加入消息到服务器，请求期望的本地范围组播地址。接下来，服务器可为期望的组播组加入上游组播路由器。由此，在客户端正处在得到新配置的IP地址过程中时，服务器同时可加入期望的组播组。这个过程使客户端能够在客户端自己的配置期间加入一个组播组。这是一项优化技术的一个例子，其中在客户端配置层3标识符的过程期间，并行地实施两项操作，即配置和加入。

存在与每项这样的优化技术相关联的折中。应用层触发技术仅适用于基于RTP的流量，原因是它严重地依赖于RTCP报告。预注册过程帮助降低加入延迟，代价是以前蜂窝和子网中的带宽。移动节点配置过程期间的加入操作提供了一种更高效的解决方案，这是因为它不需要任何附加的网元，但由于加入操作和层3配置的并行操作而需要更多资源。

9.7 试验结果和性能分析

本节重点讨论对加入延迟进行优化得到的试验结果，并将这些结果与从非优化版本中得到的结果进行比较。也实施优化版本与非优化版本的一项分析性比较。

9.7.1 试验结果

对涉及蜂窝和子网移动性的组播流量进行了一系列的切换试验，来研究切换对组播流量的影响，以及所建议优化技术如何改善切换性能。使用多媒体应用［如RAT（鲁棒的音频工具）（Sasse等，1995）和VIC（视频会议）］，并测量移动检测和IP地址获取的时间以及加入和离开延迟，其中使用网络层IGMP、CGMP和应用层RTCP信令。将焦点主要放在改进测试床中加入和离开延迟上面。图9.9给出测试床，其中使用一个组播中介对快速切换进行了试验。图9.10、图9.11和图9.12展示说明层2和层3切换对组播流以及加入和离开延迟的影响，图9.13给出提前式优化技术是如何通过降低分组丢失而改进切换性能的。图9.14形象地给出一次乒乓试验的结果，其中移动节点在子网之间快速连续地来回移动。下面比较详细地描述每幅图。

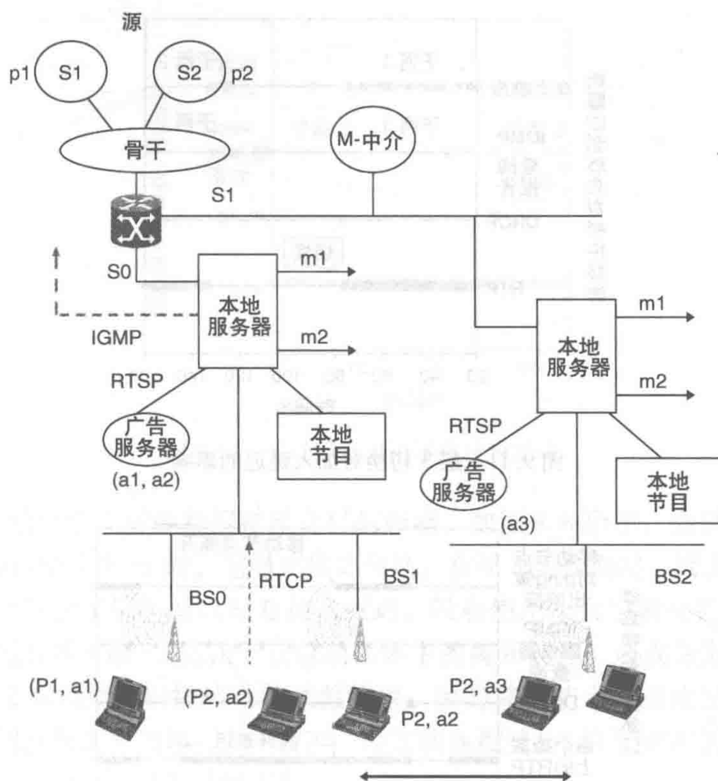


图 9.9　切换的试验测试床

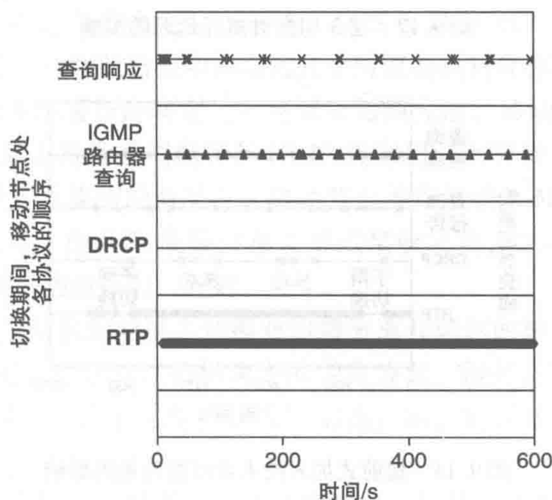


图 9.10　层 2 切换对组播的影响

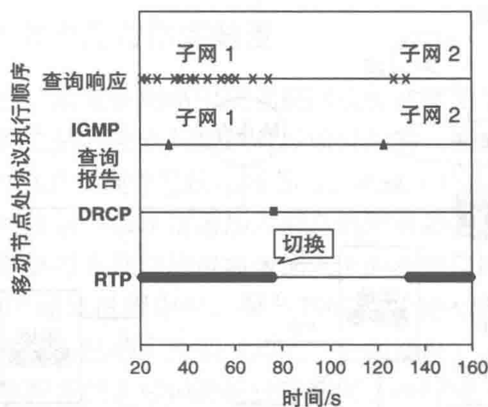


图 9.11 层 3 切换对加入延迟的影响

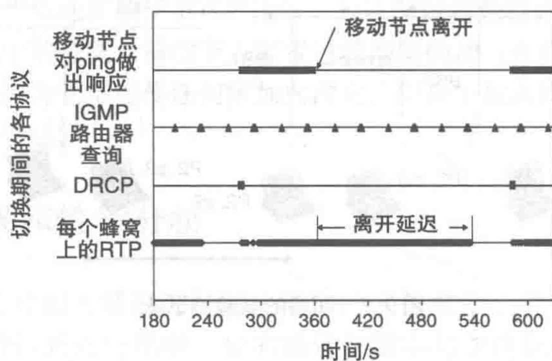


图 9.12 层 3 切换对离开延迟的影响

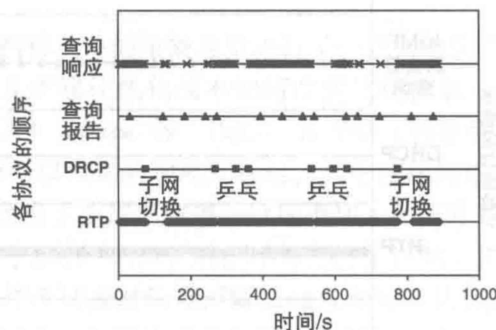


图 9.13 提前式加入技术对组播流量的影响

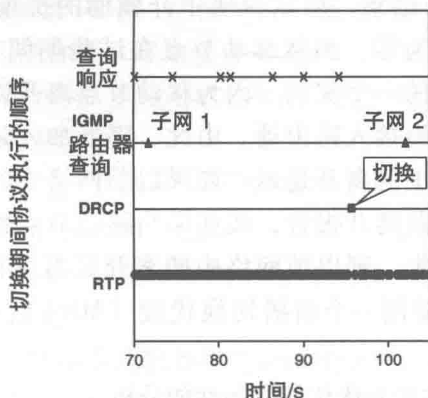


图 9.14 乒乓运动对组播流量的影响

图 9.10 给出层 2 切换对组播流交付的影响。如图 9.8 所示，当移动节点从服务器 S2 移动到服务器 S3 时，它遇到层 2 切换。在层 2 切换期间，因为在移动节点移动期间没有改变子网，所以没有加入延迟，没有使用一台组播交换机（它会对层 2 加入延迟有所贡献），但由于在以前网络中的离开延迟，造成带宽的浪费。图 9.10 给出层 2 切换期间组播移动的试验结果。因为移动节点没有改变子网，所以它不需要使用任何配置协议 [如 DRCP（动态快速配置协议）] 来配置自己，由此在这幅图中没有出现 DRCP 分组序列。

图 9.11 给出层 3 切换对组播流交付加入延迟的影响。依据图 9.8，这个场景反映了如下情况，移动客户端从本地服务器 S3 移动到 S4，并处在改变它的子网和 IP 地址（如 IP 地址从 I_a 改变为 I_b）过程中。如图 9.11 所示，在子网移动期间观察到 60s 的加入延迟。这幅图给出切换期间几个协议的执行序列，即 RTP、DRCP、IGMP 路由器查询和客户端查询响应。一旦层 2 切换完成，移动节点就使用 DRCP 获取新的 IP 地址。路由器发送周期性的 IGMP 查询到一个周知的组播地址。在没有一项非请求 IGMP 加入操作的情况下，移动节点等待接收 IGMP 查询，之后发送 IGMP 查询响应。之后，在 RTP 流量由移动节点接收之前，上游路由器加入组播树。这个过程贡献 60s 的组播加入延迟。

图 9.12 给出子网切换期间层 3 切换对组播流离开延迟的影响。移动节点遇到 3min 的最大离开延迟。这导致以前蜂窝中的带宽浪费。但是，当一个移动节点遇到快速连续的来回切换（经常称作"乒乓"切换）时，离开延迟可有助于降低加入延迟的影响。

图 9.14 给出移动节点遇到多次切换时的场景。另外，该图展示了乒乓效应，即移动节点非常频繁地在两个子网之间来回移动。因为相关联的离开延迟，当作为乒乓移动的结果，移动节点返回到以前的子网时，就降低了分组丢失。

图 9.13 显示出如下结果，展示说明中介辅助的提前式加入技术如何能够将加入延迟降低到几乎为零。虽然移动节点在试验期间在子网之间来回移动，但仅给出一个子网移动的一个实例。因为移动节点离开以前的网络，所以它不能将一条离开报告发送给接入路由器。由此，降低加入延迟的这项提前式优化技术不能降低以前子网中的离开延迟。如果以前网络中的一个中介代表移动节点向接入路由器发送一条离开报告，或如果当移动节点预料到一次到新网络的移动时发送一条离开报告，则以前网络中的离开延迟可得以降低。Kim 和 Han（2004）描述在基站中使用一个组播切换代理（MHA），它代表移动节点发送加入和离开消息。

下一节描述优化版本和非优化版本的性能分析。

9.7.2 性能分析

组播切换延迟由 IGMP 查询等待时间、IGMP 报告的随机回退时间和组播树建立时间组成。用作性能评估的一些参数如下：

1）T_Q，由组播路由器发送的 IGMP 查询消息之间的时间间隔。

2）T_c，来自客户端的 RTCP 间隔。

3）T_R，在客户端发送响应之前的随机回退时间。

4）T_h，层 2 和层 3 切换时延。

5）T_d，有线链路的传输时延。

6）T_w，无线链路的传输时延。

7）P_m，当移动节点在当前网络中时，在目标网络中至少有一个移动节点订阅到组播组的概率。

为进行性能分析，做出某些假定。出于简单性考虑，忽略了 IGMP 消息和提前操作的处理时间。假定信令（如 IGMP 查询和 IGMP 响应）和媒体（如 RTP 分组）的分组传输时延是相同的。

1. 非优化的版本

在非优化版本的情形中，一条组播流的总切换延迟（包括媒体交付延迟）可定义为

$$T_L = T_h + (2(T_d + T_w) + T_R + T_Q) \times (1 - P_m) \tag{9.1}$$

虽然对于所有四种切换方法，层 2 和层 3 切换延迟是相同的，但每个建议的优化版本间，加入延迟将是变化的。在使用基于 IGMP 的切换的一个非优化切换情形中，加入延迟表示为

$$T_{join} = (T_R + T_Q + T_d + T_w) \times (1 - P_m) \tag{9.2}$$

2. 使用 RTCP 的反应式触发

在基于 RTCP 的反应式触发方法的情形中，客户端不需要产生一条 IGMP 查询

响应。一旦客户端检测到新网络，它就发送一条 RTCP 加入。在不等待周期性 IGMP 路由器查询报告的条件下，本地服务器发送一条非请求加入到上游路由器。这个过程消除了由周期性 IGMP 查询之间的间隔导致的时延。由此，基于 RTCP 的触发方法期间的加入延迟表示为

$$T_{join} = (T_c + T_d + T_w) \times (1 - P_m) \quad (9.3)$$

而包括媒体交付的切换延迟表示为

$$T_L = T_h + (T_c + 2(T_d + T_w)) \times (1 - P_m) \quad (9.4)$$

3. 基于中介的提前加入

在提前加入场景中，其中本地服务器代表移动节点，在移动节点移动进入目标网络之前加入，加入延迟表示为

$$T_{join} = T_w \times (1 - P_m) \quad (9.5)$$

而包括媒体交付的切换延迟表示为

$$T_L = T_h + 2T_w \times (1 - P_m) \quad (9.6)$$

4. 切换期间的加入

移动节点在配置过程期间加入组播树（产生并行操作）的情形中没有额外的加入延迟，加入延迟是作为层 2 和层 3 切换延迟的组成部分而包括加入延迟。由此，在配置过程期间的一次组播加入情形中，包括媒体交付的总切换延迟是

$$T_L = T_h + (2T_d + T_w) \times (1 - P_m) \quad (9.7)$$

对于一个样例路由器配置，采用如下值得到结果，并将非优化版本与所有三种优化版本相比较，也相互比较了三种优化版本：

1）T_R = IGMP 查询间隔 = 60s。

2）T_c = RTCP 查询间隔 = 5s。

3）T_Q = 随机回退时间 = 10s。

4）T_h = L2 和 L3 切换时延 = 3s。

5）T_d = 在有线侧的分组传输时延 = 1ms。

6）T_w = 在无线接入侧的分组传输时延 = 5ms。

图 9.15 给出三种优化版本与非优化版本的比较。图 9.16 比较了三种优化版本即反应式、提前式和并行的切换延迟。从这两幅图中明显看出，当存在另一个客户端订阅到邻接子网中的相同组播地址（即存在一个组播组的概率被设置为 1），则三种优化方法和非优化方法不会遇到任何加入延迟。但是，当在邻接子网中不存在其他客户端（即存在一个组播组的概率是 0）时，提前式和并行操作产生相同结果，且比反应式和非优化版本的性能要好。

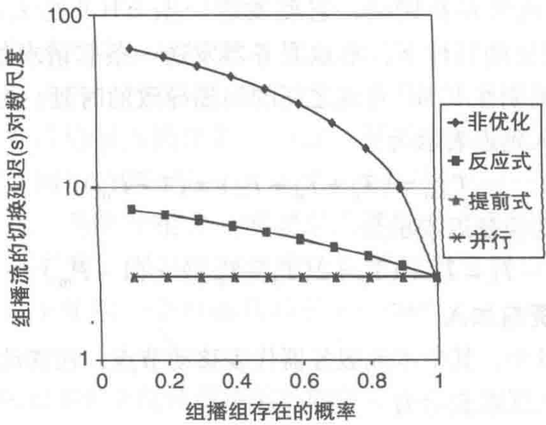


图 9.15　非优化和优化技术之间的比较

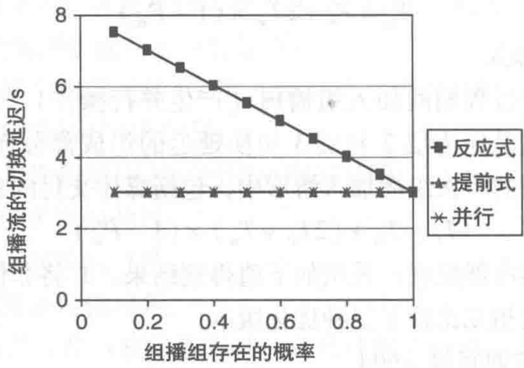


图 9.16　优化技术的比较

9.8　结语

所建议的基于层次结构范围的组播流化架构提供本地控制，同时使内容能够分布在因特网上，采用的方法是在网络边缘处使用本地中介。这些中介在一个全局组播地址上接收组播流量，并在一个本地范围组播地址上发送之。拥有使用本地范围地址的能力，将缓解全局组播地址分配问题以及在邻接网络中重叠组播接收方的问题。本地中介的使用以及使用 RTCP 反馈的实时局部化广告插入机制为基于人口学和本地社团兴趣管理本地和全局节目提供了一种不错的方式。应用层触发技术，避免了由基于 IGMP 的路由器查询报告所导致的加入时延，这个时延在移动节点在子网间移动期间可能高达 2min。

虽然相比应用层反应式技术，中介辅助的提前式技术提供较佳的性能，但基于

移动节点的移动模式，可使用中介辅助的提前式组播技术或应用层反应式触发技术，或二者的一种组合方法。例如，当一个移动节点可提前发现邻接网络并能够预测它可能移动到的目标网络时（如一辆汽车在高速路上运动的情形），一种提前式组播技术将效果最好。在一个像城市一样的环境中，移动节点的移动不能容易地加以预测，所以应用层反应式触发技术效果最好。另外，即使在移动节点的配置期间组播加入提供相当于提前式触发的性能，仍需要扩展配置协议，如 DHCP，而且本地流化服务器装备带有 DHCP 服务器能力也是不可或缺的。由此，基于特定的性能需求、网络拓扑和移动节点的移动模式，移动节点可采用任何一种所建议的优化技术。

第10章 协作漫游

在一个无线网络中，移动节点（MN）重复地实施诸如层2（L2）切换、层3（L3）切换和认证等任务。这些任务是至关重要的，特别对于诸如VoIP等实时应用更是如此。提出一种新颖方法，即协作漫游（CR），其中各MN相互协作，并共享它们在其中移动的网络的有用信息。

这里说明如何取得无缝的L2和L3切换，而不管所使用的认证机制，且对基础设施或协议不做任何改变。特别地，提供CR的一种正常运转的实现，并说明采用CR，在一个开放网络中各MN如何取得小于16ms的一个总的L2 + L3切换时间以及在一个IEEE 802.11i网络中大约21ms的总切换时间。考虑IEEE 802.11网络的典型行为，虽然下面解决的多个概念和问题也适用于任何种类的移动网络。

10.1 引言

在无线网络中支持VoIP服务遇到多项挑战，包括服务质量（QoS）、终端移动性和拥塞控制。在本章中将焦点放在IEEE 802.11无线网络上，并解决由终端移动性引入的问题。

一般而言，当一个MN移出一个接入点（AP）的范围并进入一个新接入点的范围时，发生一次切换。有两种可能场景：

1）如果老AP和新AP属于同一个子网，则在新AP处，MN的IP地址不必改变。MN实施一次L2切换。

2）如果老AP和新AP属于不同子网，则MN必须经历正常的L2切换规程，也必须在新子网中请求一个新的IP地址，即它必须实施一次L3切换。

图10.1给出一个开放网络中一个L2切换过程涉及的步骤。如证明（Shin等，2004b）以及Mishra等（2003b）也进行过证明的，一个MN实施一次L2切换所需的时间，通常在数百毫秒的量级上，由此在任何正在进行的实时多媒体会话中都造成可观察到的中断。无论在一个开放802.11网络或支持WEP的一个802.11网络中，发现阶段都占总切换时间的90%以上（Mishra等，2003b；Shin等，2004b）。在带有WPA（Wi-Fi保护型接入）或802.11i支持的一个802.11网络中，切换时延由认证过程所主导，这个过程是在与新AP关联之后实施的。特别地，在认证过程成功地完成之前，在各MN间不能交换数据。在最一般的情形中，存在一个认证时延和一个扫描时延。这两个时延是加性的，所以为取得无缝的实时多媒体会话，都必须处理这两个时延，如果可能的话，就加以消除。

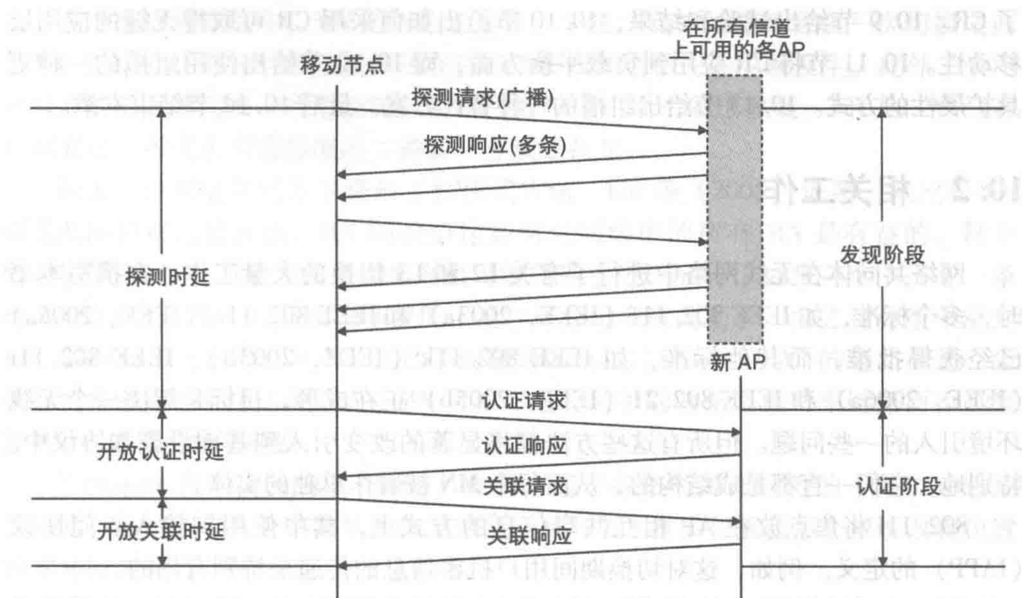


图 10.1　层 2 切换规程

当发生一次 L3 切换时，MN 必须实施一次正常的 L2 切换并更新它的 IP 地址。可将 L3 切换分成两个逻辑步骤：子网改变检测和通过 DHCP 的新 IP 地址获取（Droms，1997）。这些步骤中的每个步骤都引入一个显著的时延。

在本章中，将焦点放在使用站点协作取得无缝的 L2 和 L3 切换，称这种特定使用的协作为协作漫游。CR 背后的基本思想是，MN 订阅到相同组播组，为交换有关网络的信息而创建一个新平面，并在各种任务中相互帮助。例如，仅通过询问其他 MN 了解这个信息，一个 MN 就可发现周边的 AP 和子网。类似地，一个 MN 可询问另一个 MN 代表自己获取一个新 IP 地址，从而第一个 MN 可得到新子网的一个 IP 地址，而仍然停留在老子网中。

出于简洁性和清晰性考虑，在本章不考虑不同管理域之间的切换，也不考虑 AAA 相关的问题，虽然 CR 可容易地扩展支持这些切换。也不考虑协作的激励措施，原因在于它们是使用某种形式协作（如文件共享）的任何系统的一个标准问题，并代表一个独立的研究专题（Antoniadis 等，2005；Buragohain 等，2003；Feldman 等，2004；Schosser 等，2006；Wongrujira 和 Seneviratne，2005）。

本章后面的内容如下组织。10.2 节讲解无线网络中切换的最新技术；10.3 节简短地描述 IPv4 和 IPv6 组播寻址如何用于当前语境；10.4 节描述采用协作，MN 如何能够做到无缝 L2 和 L3 切换。10.5 节介绍为做到无缝切换，在 L2 认证过程中的协作，这里不考虑使用的特定认证机制。10.6 节考虑安全性，而 10.7 节表明，流化媒体是如何在 CR 中得到支持的。在 10.8 节，就带宽和能量使用方面，分析

了 CR。10.9 节给出试验和结果，10.10 节给出如何采用 CR 可取得无缝的应用层移动性。10.11 节将 CR 应用到负载平衡方面，而 10.12 节给出使用组播的一种更具扩展性的方式。10.13 节给出组播的一种替代方案，最后 10.14 节结束本章。

10.2 相关工作

网络共同体在无线网络中进行了有关 L2 和 L3 切换的大量工作。在撰写本书时，多个标准，如 IEEE 802.11f（IEEE，2003a）和 IEEE 802.11e（IEEE，2005a）已经获得批准，而其他标准，如 IEEE 802.11k（IEEE，2003b）、IEEE 802.11r（IEEE，2006a）和 IEEE 802.21（IEEE，2005b）正在成形，目标是解决一个无线环境引入的一些问题。但所有这些方法都将显著的改变引入到基础设施和协议中。特别地，它们一直都是成结构的，从而每个 MN 被看作单独的实体。

802.11f 将焦点放在 AP 相互共享信息的方式上，其中使用到接入点间协议（IAPP）的定义。例如，这对切换期间用户机密信息的传递是特别有用的。

802.11e 协议解决无线局域网（LAN）中的 QoS 问题。特别地，几个不同流量类以自己的媒介访问参数加以定义，相比尽力而为流量，在访问无线媒介方面赋予实时流量较高的优先级。

802.11k 协议利用 MN 收集拓扑信息和有关网络的其他有用统计数据，并将这个信息传回各 AP。之后各 AP 构造一个邻居报告，包含有关各 AP 及其邻居的所有信息。之后，这些报告被发送到各 MN，从而每个 MN 可拥有有关其邻接 AP 的信息。这些报告被构造的方式是没有规范的，经常涉及每个 MN 必须扫描不同信道。

802.11r 工作组还没有批准什么草案。802.11r 解决 802.11 网络中快速 L2 漫游的需要，考虑不同的认证机制和 QoS。在 802.11r 中，快速基本服务集（BSS）转换仅发生在相同移动域中各 AP 之间。一个移动域是相同扩展服务集（ESS）中的一个 BSS 集。在一个移动域内，使用分发系统（distribution system）上的封装，各 AP 可交换密钥数据和语境。802.11r 没有规范一个 MN 如何发现接下来要连接的最佳候选 AP。可使用扫描、邻居报告和其他方式。802.11r 支持预密钥交换以及 MN 和 AP 之间的资源预留，并定义了一个密钥层次结构，将成对主密钥（PMK）扩展到多个 AP。

为在异构网络（如 IEEE 802.11 和蜂窝网络）之间（包括无线网络和有线网络）实施智能切换，IEEE 802.21（媒介无关切换）标准（IEEE，2005b）引入了链路层增强措施。切换过程可由客户端或网络发起，像在 IEEE 802.11k 中一样，通过扫描，MN 提供有关可用网络的信息和其他网络统计数据给基础设施。之后基础设施构造和存储诸如邻居蜂窝列表和可用服务等信息，由此对最优蜂窝选择提供辅助。此外，不管 MN 使用的接入技术是什么，为向应用提供一致的信息，定义了新的链路层原语。

在所有这些方法中，MN 的行为总是像一个独立实体，并经常在一次切换之前必须扫描媒介，即它们导致任何正在进行的多媒体会话中的中断发生。此外，采用这些方法的无缝切换，当可能时，要求网络和客户端中做出改变。CR 是一种纯客户端方法，可代表当前标准的一种替代方法或补充。

最近，在网络共同体中提出了协作式方法。Liu 等（2005）证明，就比特率、覆盖范围和吞吐量方面，MN 间的协作如何对网络中的所有 MN 是有益的。每个 MN 构造一个表，其中为那个 MN 列出可能的助手（helper）。如果一个 MN 有一条到 AP 的不佳链路，且其比特率较低，则它将分组发送到助手，由之将分组中继到 AP。这样做的优势是，从 MN 到助手的链路以及之后从助手到 AP 的链路都是一条高比特率链路。采用这种方式，MN 可使用通过助手的两条高比特率链路而不是直接到 AP 的低比特率链路。

Fretzagias 和 Papadopouli（2004）介绍了基于各站间协作行为的一种位置感知的机制。各站共享有关其他站的位置信息以及有关地标的位置信息，以便改善位置预测并减少训练。

其他工作使用一种协作式方法，但多数用在定位应用（Koutsonikolas 等，2006）和传感器网络（Buttyán 等，2005）以及物理层（Hunter 和 Nosratinia，2004；Stefanov 和 Erkip，2005）和应用层（Papadopouli 和 Schulzrinne，2001）中。

除了协作方法和 IEEE 802.11 工作组中的标准化工作外，为做到无线网络中的快速切换，提出了多项其他方法。但是，多数这样的方法，如 Hsieh 等（2003b）和 Ote 等（2003）的那些方法，都要求对基础设施或协议或这两者做出改变。这样一种情况的一个好例子是移动 IP（MIP）。到现在为止，MIP 已经标准化了多年时间。但是，它从没有大量部署，部分原因是要求基础设施中的大量改变造成的。MIP 语境中的快速切换方法经常要求附加网元（Wu 等，2002；Yokota 等，2002）和/或对协议的改变（Perkins 和 Johnson，1998）。

Ramani 和 Savage（2005）提出称作 syncscan（同步扫描）的一种算法，不要求对协议或基础设施做出改变。但它确实要求网络中的所有 AP 都要被同步，而且它仅加速非认证的 L2 切换。

本章提出一种新颖的方法，它工作在一个已经部署的无线环境中，即拥有异构网络的一个环境，其中新网元不必引入到基础设施（其中所有 AP 也不必相互同步），可使用任何种类的认证机制，可能存在不同子网。使用 MN 间的一种协作方法，在没有任何基础设施支持的条件下，扩散有关网络拓扑的信息。我们的方法仅要求对无线卡驱动、DHCP 客户端和认证提供方进行修改；对基础设施或协议不要求做出修改。这允许解决终端移动性相关的多项问题，而不管用户移动到哪个网络。

10.3 IP 组播寻址

CR 可工作于 IPv4 和 IPv6。在 IPv4 中，大量使用了 IP 上封装 UDP（UDP-over-IP）的组播分组。依据希望组播分组要到达 IP 网络中多远的地方，使用存活时间（TTL）的不同值。这也取决于支持该协议的各 MN 的密度。例如，如果一个 MN 在发送带有 TTL 值为 1（相同子网）的一条请求之后，没有接收到任何响应，它将再次发送相同请求，但 TTL 值为 2（下一子网）等。但是必须指出，随着搜索移动到更远的子网，一个 MN 找到所需信息的概率变得更小。另外，一个小的 TTL 可被用来在非常拥塞的环境中限制 CR 组播帧的传播。

在 IPv6 中，将使用组播范围而不是 IPv4 组播。不要求显著的改变。

10.4 协作式漫游

本节说明 MN 如何相互协作，以便取得无缝的 L2 和 L3 切换。

10.4.1 概述

为在如下环境中取得无缝 L2 切换，Shin 等（2004b）引入了一种快速 MAC 层切换机制，这些环境如医院、学校、校园、企业和 MN 总是碰到相同 AP 的其他地方。每个 MN 将有关周边 AP 的信息保存在一个缓存中。当一个 MN 需要实施一次切换，而它在其缓存中有有效的表项时，它直接使用缓存中的信息而不进行扫描。如果在其缓存中没有任何有效信息，则 MN 使用称作选择性扫描的一个优化扫描规程，发现新 AP 并构造缓存。在缓存中，依据当实施扫描时（恰在改变 AP 之前）各 AP 注册的信号强度对其进行排序。具有较强信号强度的 AP 排在前面。如在 10.1 节提到的，在开放网络中，扫描过程占总切换时间的 90% 以上。缓存将 L2 切换时间降低到仅有数毫秒（见表 10.1），由于移动预测误差导致的缓存不命中，仅引入数毫秒的附加时延（Shin 等，2004b）。但是，这样一种方法仅工作在开放网络或支持 WEP 的网络中。不支持其他形式的认证。

表 10.1 L2 切换时间（ms）

原切换	457.8	236.8	434.8	317.0	566.7	321.6	241.0	364.0	216.7	273.9	343.0
选择性扫描	140.3	101.1	141.7	141.9	141.3	139.7	143.4	94.7	142.9	101.5	128.9
缓存	2.7	2.4	4.2	3.7	4.4	2.6	2.6	2.3	2.7	2.9	3.0

在前面，扩展（Forte 等，2006c）了 Shin 等（2004b）引入的机制，支持 L3 切换。下面 MN 也缓存 L3 信息，如 MN 自己的 IP 地址、默认路由器的 IP 地址和子网标识符。一个子网标识符唯一地标识一个子网。通过缓存子网标识符，MN 可非

常快速地检测一次子网改变，每当新 AP 和老 AP 具有不同子网标识符时，就触发 L3 切换。因为下一 AP 和子网的 IP 地址和默认路由器是已知的，可立即使用，所以可取得比较快速的 L3 切换。Forte 等（2006c）的方法仅在开放网络中可做到无缝切换，它利用默认路由器的 IP 地址作为一个子网标识符，它使用一种次优算法获取 L3 信息。

下面考虑与 Forte 等（2006c）中使用的相同缓存机制。但是，为支持多穴路由器，使用子网地址作为一个子网标识符。由于知道子网掩码和默认路由器的 IP 地址，可计算一个给定子网的网络地址。图 10.2 给出缓存的结构。诸如 MN 使用的上一个地址、租赁过期时间和默认路由器的 IP 地址等附加信息可从 DHCP 客户端的租赁文件中抽取得到，这个文件存在于每个 MN 中。

	当前 AP	下一最佳 AP	次佳 AP
BSSID	MAC A	MAC B	MAC C
信道	6	11	1
子网 ID	160.39.5.0	160.39.10.0	160.39.10.0

图 10.2　一个 MN 的缓存结构示例

在 CR 中，如果在缓存中它没有任何有效信息或如果没有可用于一个特定子网的 L3 信息，一个 MN 需要获取有关网络的信息。在这样一种情形中，MN 请求其他 MN 提供它所需的信息，从而 MN 不必通过扫描找出有关邻接 AP 的信息。为共享信息，在 CR 中，所有 MN 订阅到相同组播组。称需要获取有关其邻接 AP 和子网之信息的一个 MN 为一个请求 MN（R-MN）。通过使用 CR，一个 R-MN 可询问其他 MN 它们是否有这种信息，是通过发送一条 INFOREQ 组播帧完成的。如果 MN 拥有 R-MN 需要的信息，则它们就接受这样的一个帧检查，如果是这样的话，它们就将一条 INFORESP 组播帧发回 R-MN，其中包含 R-MN 需要的信息。

10.4.2　L2 协作协议

本节将焦点放在一次 L2 切换中需要的信息交换上。在 INFOREQ 和 INFORESP 帧中交换的信息是 {BSSID，信道，子网 ID} 表项的一个列表，在 MN 缓存中每个 AP 一个表项（见图 10.2）。当一个 R-MN 需要有关其邻接 AP 和子网的信息时，它发送一条 INFOREQ 组播帧。这样一条帧包含 R-MN 缓存的当前内容，即该 R-MN 知道的所有 AP 和子网。当一个 MN 接收到一条 INFOREQ 帧时，它检查自己的缓存和 R-MN 的缓存是否至少有一个共同的 AP。如果两个缓存至少有一个共同的 AP 且 MN 的缓存有一些不在 R-MN 之缓存中的 AP，则该 MN 发送一条 INFORESP 组播帧，包含缺失 AP 所需的缓存表项。与 R-MN 有共同 AP 的各 MN 已经与 R-MN 处于相同地点，所以拥有 R-MN 正在寻找信息的概率就较高。

在等待一个随机时间，确保没有其他 MN 已经发送这样的信息之后，MN 发送 INFORESP 帧。特别地，MN 检查包含在 INFORESP 帧中的信息，这些帧是在这个随机等待时间期间由其他 MN 发送到同一个 R-MN 的。这样就防止多个 MN 在相

同时间都向 R-MN 发送相同信息。

当 R-MN 之外的一个 MN 接收到一个 INFORESP 组播帧，该 MN 实施两项任务。首先，它检查是否某个人正在说谎（通过提供假信息），如果是这样的话，它尝试修正这个问题（见 10.6.1 节）；其次，它记录由其缓存中的帧提供的缓存信息，即使 MN 没有请求这样的信息也是如此。通过收集非请求信息，每个 MN 可在较少时间和以一种更高效的方式构造一个较大的缓存，要求较少的帧交换。这非常类似于诸如 BitTorrent 等软件中发生的情况，其中一个客户端从不同对等端下载一个文件的不同部分。下面从不同 MN 收集不同的缓存数据块。

为进一步改进效率和最小化帧交换，各 MN 也决定采集包含在 INFOREQ 帧中的信息。

10.4.3 L3 协作协议

在一次 L3 切换中，一个 MN 必须检测子网中的一个变化，也必须获取一个新 IP 地址。当发生一次 L2 切换时，MN 比较老 AP 和新 AP 被缓存的子网标识符。如果这两个标识符不同，那么子网就发生改变。当在子网中检测到一次变化时，MN 需要获取新子网的一个新 IP 地址。通常使用 DHCP 基础设施获取新 IP 地址。不幸的是，典型 DHCP 规程可花费超过 1s 时间（Forte 等，2006c）。

CR 可帮助 MN 获取新子网的一个新 IP 地址，同时仍然处在老子网中。当一个 R-MN 需要实施一次 L3 切换时，它需要找出在新子网中的其他哪些 MN 可提供帮助。称这样的 MN 为辅助型 MN（A-MN）。一旦 R-MN 知道了新子网的 A-MN，则它请求其中之一代表它自己获取一个新 IP 地址。此时，被选中的 A-MN 通过 DHCP 获取新 IP 地址，并将之发送到 R-MN，接下来它能够在实际的 L2 切换之前更新它的多媒体会话，并可在 L2 切换之后立刻开始使用新 IP 地址，因此不会诱发任何附加时延（见 10.10 节）。

现在说明如何发现各个 A-MN，并详细解释它们如何代表一个不同子网中的其他 MN 请求一个 IP 地址。

1. A-MN 发现

通过使用 IP 组播，一个 MN 可直接与不同子网中的不同 MN 通信。特别地，R-MN 可发送包含新子网 ID 的一条 AMN_DISCOVER 组播分组。接收到这样一条分组的其他 MN，检查子网 ID，查看它们是否处在 AMN_DISCOVER 分组规定的子网中。如果是这样的话，它们以一条 AMN_RESP 单播分组做出应答。这条分组包含 A-MN 的默认路由器 IP 地址和 A-MN 的 MAC 地址与 IP 地址。之后，R-MN 使用这个信息为那个特定子网构造可用 A-MN 的一个列表。

如在下面描述的，一旦 MN 知道在新子网中存在哪些 A-MN，它就与它们协作，以便获取它需要的 L3 信息（如新 IP 地址和路由器信息）。

2. 地址获取

当一个 R-MN 需要为一个特定子网获取一个新 IP 地址时，它向那个子网可用 A-MN 之一发送一条单播 IP_REQ 分组。这条分组包含 R-MN 的 MAC 地址。当一个 A-MN 接收到一条 IP_REQ 分组时，它从分组中抽取 R-MN 的 MAC 地址，并通过将 R-MN 的 MAC 地址插入到一些 DHCP 分组[㊀]的 CHaddr 字段而开始 DHCP 过程。A-MN 也必须设置 DHCP 分组中的广播比特，以便它接收在 CHaddr 字段中带有不同于自己地址的一个 MAC 地址的各 DHCP 分组。所以这些支持 A-MN 代表 R-MN 获取一个新 IP 地址。这个规程对 DHCP 服务器是完全透明的。一旦 DHCP 过程完成，则 A-MN 发送一条 IP_RESP 组播分组，该分组包含新子网默认路由器的 IP 地址、R-MN 的 MAC 地址以及 R-MN 的新 IP 地址。R-MN 检查 IP_RESP 分组中的 MAC 地址，确保该分组不是发向一个不同 R-MN 的。一旦它验证 IP_RESP 分组是发向自己的，则 R-MN 保存新的 IP 地址和新的默认路由器 IP 地址。

如果 R-MN 有要移动到的一个以上可能的子网，则它为每个子网遵循相同的规程。采用这种方式，R-MN 构造｛路由器，新 IP 地址｝对的一个列表，每个可能的下一个子网有一对。在移动到新子网之后，R-MN 刷新新 IP 地址的租期。R-MN 可在 L2 切换之前的任何时间开始这个过程，记住，整个过程也许花费 1s 或更多时间才能完成，而且 IP 地址的租期通常在数十分钟或更多时间的量级上[㊁]。

通过在移动到新子网之前预留 IP 地址，可能浪费 IP 地址并耗尽可用 IP 池。但是，通常情况下，一个移动环境中的租期时间是足够短的，可确保 IP 地址的充分重用。

通过引入一个新 DHCP 选项，也可做到如下工作，即从不同于 IP 子网的一个子网获取一个 IP 地址。使用这个选项，MN 可为一个特定子网向 DHCP 服务器请求一个 IP 地址。但是，这可能要求对 DHCP 协议做出改变。

10.5　协作认证

本节提出在无线网络中认证的一种协作方法。所建议的方法独立于所使用的特定认证机制。它可用于 VPN、IPSec、802.1x 或任何其他种类的认证。将焦点放在 Wi-Fi 保护的接入（WPA）和 IEEE 802.11i（IEEE，2004）中使用的 802.1x 框架上。

10.5.1　IEEE 802.1x 概述

IEEE 802.1x 标准为在 IEEE 802 LAN 中实施访问控制和认证定义了一种方式，

㊀ 如果得到支持，则也必须使用 client-ID 字段（Lemon 和 Sommerfield，2006）。——原书注

㊁ DHCP 客户端租期文件可提供有关当前租期时间的信息。——原书注

特别针对使用三个主要实体的 IEEE 802.11 无线 LAN，这三个实体是一个提供方、一个认证器和一个认证服务器[一]。提供方是必须实施认证的客户端，目的是得到网络的访问权；认证器在提供方和认证服务器之间中继分组等；认证服务器，典型地是一台 RADIUS 服务器（Rigney 等，2000），通过交换和验证提供方的机密信息，实施与提供方的认证过程。就切换时间而言，802.1x 架构中的关键点是，在认证过程期间，认证器仅允许与提供方交换 LAN 上的 EAP（EAPOL）流量。不支持其他种类的流量。

10.5.2 认证过程中的协作

IEEE 802.11 网络中无线媒介的一个著名性质是，媒介是共享的，因此每个 MN 可听到其他站（STA）发送和接收的分组。当 MN 和 STA 连接到相同 AP，即在相同信道上时，情况是这样的。Liu 等（2005）利用这个特定特点，说明了各 MN 如何相互协作中继相互的分组，以便取得最佳比特率。在本节中说明一种类似方法如何用于认证目的。

出于简单性，在下面的讨论中，假定一个认证器管理整个子网，从而在每次 L3 切换之后要求认证。在这样一个场景中和在这个语境中，也称一个子网为一个认证域（AD）。一般而言，一个 MN 可以它共享有关子网信息的相同方式共享有关各 AD 的信息。这样做时，MN 知道下一个 AP 是否与当前 AP 都属于同一个 AD。在一次 L2 或 L3 切换中，有一个 MN（它实施切换和认证）、一个通信节点（CN）（与 MN 有一条已建立的多媒体会话）和一个中继节点（RN）（中继进出 MN 的分组）。遵循前面为发现 A-MN 所讨论的一个类似规程（见 10.4.3 节），可发现用于一个特定 AD 的各 RN。这里的区别是，在切换之后，RN 和 MN 必须被连接到相同的 AP。在这个场景中，假定各 RN 是可用 A-MN 的一个子集。基本思路是，在 MN 正在新 AD 中认证时，它仍然可通过 RN 与 CN 通信，RN 中继进出 MN 的分组（见图 10.3）。

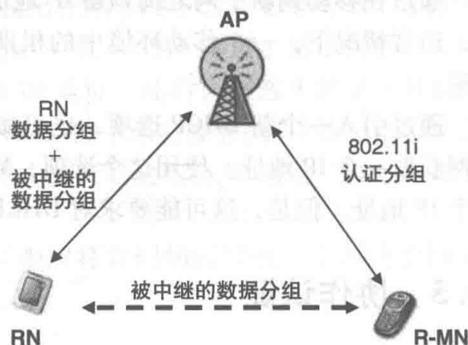


图 10.3　在 CR 中带有认证的层 2 切换

下面更细致地研究这种机制。在 MN 改变 AD/AP 时，它从可用 RN 列表中为新 AD/AP 选择一个 RN，并向组播组发送一条 RELAY_REQ 组播帧。RELAY_REQ 帧包含 MN 的 MAC 和 IP 地址、CN 的 IP 地址以及被选中 RN 的 MAC 和 IP 地址。RELAY_REQ 将由订阅到该组播组的所有 STA 接收，特别地，它将由 CN[二]和

[一] 在所有认证机制中不要求证证服务器。——原书注

[二] 在倾向于较小 TTL 值的拥塞环境中，可向 CN 发送一条独立的单播 RELAY_REQ 帧。——原书注

RN 接收。RN 为 MN 中继分组，其中 MN 是由 RELAY_REQ 帧中所接收 MAC 地址识别的。在实施切换之后，在 MN 能够通过 AP 恢复任何通信之前，它需要认证。但是，因为媒介的共享特性，MN 将开始发送分组到 RN，就像它已经被认证一样。认证器将丢弃分组，但 RN 可在媒介上听到分组，并使用它自己的加密密钥将它们中继到 CN，即使用 RN 与 AP 的安全连接实施传输。因为采用 RELAY_REQ 帧，所以 CN 知道中继的存在，所以它也将开始发送 MN 的分组到 RN。在 RN 中继进出 MN 的分组时，MN 将通过 802.1x 或某种其他机制实施它的认证。一旦认证过程完成，且 MN 获得基础设施的访问权限，则它可停止中继，并恢复通过 AP 的正常通信。当发生这种情况且 CN 开始通过 AP 从 MN 接收分组时，它将停止发送分组到 RN，并恢复与 MN 的正常通信。RN 将检测到它不再需要为 MN 中继分组，并将返回到正常操作。

为使这种中继机制可用于 WPA 和 802.11i，MN 和 RN 不得不在中继过程期间交换非加密 L2 数据分组。之后，这些分组使用 RN 自己的加密密钥加密，并被发送到 AP。通过对 RN 发现做出响应，RN 隐性地同意为这种分组提供中继。这样的一次非加密 L2 帧的交换没有呈现一个安全问题，原因是在较高层，分组仍然是加密的，而且中继发生在非常有限的时间（见 10.6.2 节）。最后一件值得一提的事情是，通过使用一个中继，消除了 L2 切换中的桥接延迟（Mishra 等，2003b；Shin 等，2004b）。通常情况下，在一个 MN 改变 AP 之后，交换机继续将去往 MN 的分组发送到老 AP，直到交换机在其端口上更新有关新 AP 的信息时才停止发送。桥接时延是交换机在其端口上更新这个信息所需的时间量。当在新 AP 中使用一个中继节点时，这个中继节点已经注册到交换机的正确端口，因此在交换机侧不需要更新，MN 可立刻通过 RN 接收分组。

10.5.3 中继过程

前一节说明了一个 MN 在接收由 RN 中继的数据分组时，如何能够实施认证。在本节比较详细地解释如何实施中继。

图 10.4 给出一个通用 IEEE 802.11 MAC 帧的格式。可识别一个帧控制字段和四个地址字段等。针对中继过程，关注四个地址字段和构成帧控制字段组成部分的去往 DS（To DS）和来自 DS（From DS）这两个 1 比特字段。去往 DS 比特在发往分配系统（DS）[⊖]的数据帧中被设置为 1。From DS 比特在从 DS 出去的数据帧中被设置为 1。依据去往 DS 和来自 DS 字段的特定组合，4 个地址字段有不同含义。表 10.2 给出去往 DS 和来自 DS 比特每种组合下地址字段的不同含义。在表 10.2 中出

⊖ 一个 DS 是为构造一个 ESS 而互联 BSS 和 LAN 的一个系统（IEEE，1999）。——原书注

现的各元素是目的地址（DA）、源地址（SA）、BSSID、接收方地址（RA）和发送方地址（TA）。

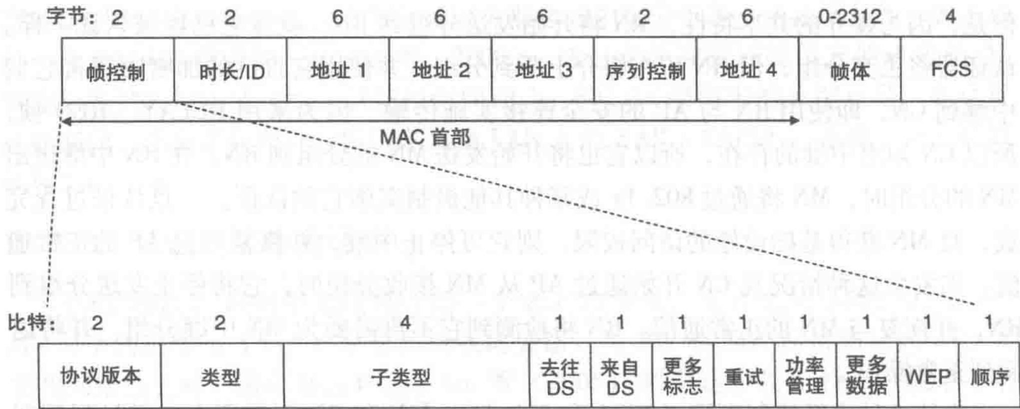


图 10.4 通用 IEEE 802.11 MAC 层帧格式

表 10.2 IEEE 802.11 MAC 层帧：地址字段的内容

去往 DS	来自 DS	地址 1	地址 2	地址 3	地址 4
0	0	DA	SA	BSSID	N/A
0	1	DA	BSSID	SA	N/A
1	0	BSSID	SA	DA	N/A
1	1	RA	TA	DA	SA

在基础设施模式中，即使源和目的都与相同 AP 关联，当一个 MN 发送一条分组时，这条分组也总是首先发送到 AP。对于这样的分组，MN 设置去往 DS 比特。在相同信道上的其他 MN 可听到该分组，但丢弃它，原因是，如去往 DS 字段和地址字段所表明的，这些分组是去往 AP 的。当 AP 必须发送一条分组到一个 MN 时，它设置来自 DS 比特。除了分组去往的 MN 外，听到这条分组的所有其他 MN 都丢弃这条分组。

当两个字段去往 DS 和来自 DS 都有值 1 时，该分组从一个 AP 到另一个 AP 的无线媒介上发送。在自组织模式中，这两个字段都有值 0，各帧在带有相同无关基本服务集（IBSS）的各 MN 之间直接交换。

Chandra 等（2004）给出一种优化方式，在两个或多个基础设施网络之间或基础设施和自组织网络之间连续地切换无线卡，从而用户具有同时连接到多个网络的感觉，即使它们使用单个无线卡的情况下也是如此。如果没有实时流量，这种方法工作良好。当考虑实时流量及其时延约束，不同网络之间以及特别是基础设施和自组织网络之间的连续切换，不再是一种可行的解决方案。虽然为此提出了最优算法（Chandra 等，2004），信道和/或操作模式的连续切换占用不可忽略的时间，当在网络中存在任何形式的 L2 认证时，这个时间变得特别显著。在这样的情形中，无

线卡在网络之间连续切换所需的时间可引入显著的时延和分组丢失。

提出的方法基于这样的思路，即自组织模式和基础设施模式不必是互斥的，而是相互补充的。特别地，在基础设施模式中时，各MN可发送自组织分组，从而在不涉及AP的情况下，在共享媒介即相同信道上的其他MN可接收这种分组。依据IEEE（1999）中所规定的，这些分组使用802.11自组织MAC地址。即去往DS和来自DS这两个字段都有零值，依据表10.2中规定的，相应地设置地址字段。这样做时，在不涉及AP和不必切换到自组织模式的条件下，各MN可直接发送和接收进出其他MN的分组。

在不显著影响任何正在进行的多媒体会话（一个RN可能通过AP具有这样的会话）的条件下，这种机制支持该RN中继进出一个R-MN的分组。这样一种方法在所有那些场景中可能是非常有用的，其中处于基础设施模式中的一个MN需要与基础设施或自组织模式（Chandra等，2006）中的其他MN通信，在基础设施模式和自组织模式中的一种连续改变是可能的或方便的。

10.6 安全

安全是无线环境中的一项主要问题。本节解决在一种协作环境中遇到的一些问题，焦点都放在CR上。

10.6.1 漫游中的安全问题

在这个特定语境中，一名恶意用户也许尝试在协作MN间传播假信息。特别地，不得不担忧三个主要弱点：

1）一名恶意用户也许希望将STA重定向到虚假（fake）的AP，在这些AP处可嗅探STA的流量，并破解私有信息。

2）通过将STA重定向到遥远或不存在的AP，一名恶意用户也许尝试实施拒绝服务（DoS）攻击。这将导致STA不能成功地在切换过程中与下一个AP关联。之后STA不得不依赖于遗留的扫描过程重新建立网络连接。

3）在L3中，一名恶意用户也许像一个A-MN一样动作，并通过提供无效的IP地址尝试中断一个STA的服务。

一般而言，必须记住，这里描述的协作机制是工作在任何其他安全机制［部署在无线网络（如802.11i或WPA）中］之上的。为了使一名恶意用户发送和接收进出一个组播组的分组，首先，它不得不具有访问网络的权限，并由此获得认证。在这样一个场景中，一名恶意用户是具有合法访问网络权限的一个STA。因为MAC地址的改变将要求与网络的一次新认证握手操作，所以这意味着MAC欺骗攻击是不可能的。这也意味着，一旦识别出一名恶意用户，就可将之隔离。

如何尝试隔离一名恶意节点？因为INFORESP帧是组播的，与包含在这样一个

帧中相同信息的每个 MN 可检查帧中的信息是否是正确的，并检查没有人在撒谎。如果它发现 INFORESP 帧包含错误信息，则它立刻发送一条 INFOALERT 组播帧。这个帧包含嫌疑 STA 的 MAC 地址。这样一个帧也可由接收到一个错误 IP 地址的一个 R - MN 发送，并包含提供那个 IP 地址的 A - MN 的 MAC 地址。如果不同节点触发针对相同嫌疑节点的一条以上的告警，则认为该嫌疑节点是恶意的，并忽略它提供的信息。下面比较详细地讨论刚提到的这一点。

单条 INFOALERT 不会触发任何事件。为使一个 MN 被分类为不良的，则必须有一定数量由不同节点发送的 INFOALERT 组播帧，所有这些帧都涉及相同嫌疑 MN。依据某个人就安全方面有多可疑，配置这个数字，但不过必须大于 1。假定这个数字是 5。如果一个节点从 5 个不同节点就相同 MN 接收到 5 条 INFOALERT 组播帧，那么它就将那个 MN 标记为不良的。如果一名恶意用户可伪造 5 个不同 MAC 地址（由于前面解释的原因，这是不可能的）或存在 5 名不同恶意用户（在无线网络中被正确地认证，并可协作实施它们的攻击），这种机制可被攻破。如果发生后一种情况，那么除了切换策略外，在网络中就存在令人担忧的更大问题。选择 INFOALERT 帧数（标记一个节点为恶意所需的）为非常大的，具有优势和劣势。因为尝试利用 INFOALERT 帧的恶意用户数将必须较大，所以针对利用这种机制实施 DoS 攻击，它赋予更强的保护。另外，因为将节点标记为不良所需的 INFOALERT 帧数也许永远达不到或需要太长时间才能达到，所以它也使该机制对检测一个恶意节点变得不太敏感。所以，明显是存在折中的。

不管怎样，在本节开始处描述的三种情况的任何一种情况中，由一名恶意用户锁定的一个 MN，将能够容易地从一次攻击中恢复过来，做法是使用典型地在非协作环境中使用的遗留机制，如主动扫描和 DHCP 地址获取。

10.6.2 协作认证和安全

为改进中继过程中的安全，可引入一些对抗措施，各节点可用之防止中继机制的被利用。在使一个 STA 为一个非认证 MN 中继分组中的主要担忧是这样一个 MN，它也许重复地使用中继机制，而从来不会向网络认证。为防止这种情况，引入如下对抗措施：

1）每个 RELAY_REQ 帧使一个 RN 在有限时间内中继分组。在过去这段时间后，停止中继。仅在 MN 实施正常的认证过程时所需时间才要求中继分组。

2）一个 RN 仅为满足如下条件的那些节点中继分组，这些节点向 RN 发送一条 RELAY_REQ 分组，此时它们仍然连接到它们以前的 AP。

3）RELAY_REQ 分组是组播的。在组播组中的所有节点，在检测不良行为方面可提供帮助，如一个节点重复地发送 RELAY_REQ 帧。

如果可确保一个节点的身份，则所有这些应对措施是有效的。但是，一般而言，因为恶意用户可实施 MAC 欺骗攻击，所以情况并不总是这样的。但是，如在

前面解释过的，MAC 欺骗攻击在当前框架中是不可能的。

那就是说，必须记住，在一个 RN 可重放一个 MN 的分组之前，它必须从 MN 接收合适的 RELAY_REQ 分组。在 MN 仍然连接到老 AP 时，该 MN 必须发送这条分组。这意味着，为发送这样的一条分组，MN 必须向以前的 AP 进行认证。此外，一旦中继超时过期，则 RN 将停止中继去往那个 MN 的分组。此时，即使 MN 可改变它的 MAC 地址，因为它必须首先向网络再次进行认证（例如，使用 802.11i）它也不能发送一条新的 RELAY_REQ，所以不会发生中继。在老 AP 属于一个开放网络[⊖]的特殊情形中，一个恶意节点可实施 MAC 欺骗，并利用中继机制，其目的是获得安全网络的访问权限。在这种情形中，通过在组播组级别实施认证和加密，而保障组播组安全的方法，虽然它可能要求基础设施的支持，但可防止这种类型的攻击。

总之，可认为在本节开始部分引入的三种应对措施，为避免中继机制的被利用，是足够使用的。

10.7 流化媒体支持

SIP 可被用来更新新的和正在进行的媒体会话。特别地，可更新一个媒体会话中一个或多个参与方的 IP 地址。一般而言，在一个 MN 实施一次 L3 切换之后，要求一次媒体会话更新，将 MN 的新 IP 地址通知各方（Schulzrinne 和 Wedlund，2000a）。

如果 CN 不支持协作，则在 10.5.2 节中描述的中继机制就不可行，CN 继续向 MN 的老 IP 地址发送分组，不知道中继过程（的存在）。例如，当一个 MN 与一个流媒体服务器建立一条流化视频会话时，情况就是这样的。在这种特殊情形中，假定媒体服务器支持 SIP，则实施一个 SIP 会话更新，将 MN 的 IP 已经发生改变的信息通知媒体服务器。MN 发送一条 re-INVITE 给媒体服务器，将其 IP 地址更新为 RN 的 IP 地址。采取这种方式，媒体服务器开始发送分组到 RN，就像前面描述的一样发生中继过程。

一旦中继完成，如果 MN 的认证是成功的，则 MN 发送第二条 re-INVITE（包括它的新 IP 地址）；否则，一旦中继超时过期，则中继过程停止，RN 终止与媒体服务器的媒体会话。

10.10 节将进一步讨论 SIP 和媒体会话更新。

⊖ 在正常条件下，这是极不可能的，但（例如）对于不同管理域之间的切换，却可能发生。——原书注

10.8 带宽和能量使用

通过共享信息，网络中的各 MN 不必执行诸如扫描等个体任务，正常情况下，这些任务将消耗相当的带宽和能量。这意味着，在 MN 间共享数据，相比每个 MN 实施相应的个体任务，通常是能量和带宽更加高效的。本节讨论 CR 对能量和带宽的影响。

在 CR 中，带宽使用和消耗的能量主要是由每个客户端必须发送的组播分组数（为获取它所需的信息）决定的。组播分组数直接正比于在网络中存在的支持该协议的客户端数量。一般而言，更多的客户端意味着更多的请求和更多的应答。但是，使更多客户端支持该协议，就确保了每个客户端可采用每条请求收集更多信息，这意味着，总体而言每个客户端将需要发送更少的分组。此外，使 INFORESP 帧作为组播帧，则多个 MN 将从每条响应中受益，而不仅仅是发送请求的 MN 受益。这将最小化交换的分组数量，特别是发送的 INFOREQ 数量得以最小化。

总之，随着客户端数量增加，就发生组播抑制法，所以发送的分组数量保持不变。

一般而言，相比发送多个短的分组，发送一些长分组是比较高效的。如在 10.4.2 节中解释的，对于每个 AP，包括在一条 INFOREQ 或 INFORESP 分组中的信息是一个缓存表项（见图 10.2），即一个三元组｛BSSID，信道，子网 ID｝，总尺寸为 6 + 4 + 4 = 14 字节。考虑到一个 MTU（最大传输单元）的尺寸是 1500 字节，每个缓存表项占大约 14 字节，IP 和 UDP 首部总共占 28 字节，则每条 INFOREQ和 INFORESP 分组在最大 1472 个字节中携带不大于 105 个 AP 的信息。

Henderson 等（2004）分析了在一个园区范围无线网络中超过 17 周的时段期间各无线用户的性能。他们发现：

1）用户花费他们所有的时间在家庭位置。家庭位置被定义为这样的 AP，用户在该 AP 上花费他们的大部分时间，且所有 AP 都在这个 AP 的 50m 范围内。

2）由一名用户访问的 AP 中数是 12，但在设备类型间中数是有区别的，对笔记本电脑而言，值为 17，对 PDA 是 9，对诸如 VoIP 电话的 VoIP 设备是 61。

这说明，多数用户将在家庭位置花费他们的多数时间，这意味着多数情况下涉及少量 AP。但是，即使考虑在整个 17 周的跟踪时段期间客户端使用的 AP 中数，可看到当使用笔记本电脑和 PDA 时，每个 MN 将必须知道距离最近的 9 ~ 17 个 AP。对于总是在线的 VoIP 设备，在跟踪时段期间，AP 的中数是 61。在实现中，每条 INFOREQ 和 INFORESP 分组携带最多为 105 个 AP。不管所用的设备类型，有关下一可能 AP 的信息可放入单条 INFOREQ 或 INFORESP 帧中。同样，一旦填充缓存，则在家庭位置花费多数时间，意味着多数时间不需要新数据，由此最小化了要交换的 INFOREQ 和 INFORESP 分组数。

10.5 节为协作认证介绍的中继机制引入了一些带宽开销。这是因为对于每条必须由 MN 发往 CN 的分组和反向分组造成的，分组两次占用媒介：一次是当在 MN 和 RN 之间传输时，一次是当在 RN 和 AP 之间传输时。但是，这仅在 MN 认证所需的数秒钟发生。此外，链路 MN - RN 和 RN - AP 是最大比特率链路，所以每条数据分组的空中时间是较小的。

10.9　试验

本节描述 CR 的实现细节和测量结果。

10.9.1　环境

所有试验都是在哥伦比亚大学 Schapiro 大楼的第 7 层实施的。使用 4 台 IBM Thinkpad 笔记本电脑：三台 IBM T42 笔记本电脑，使用 Intel Centrino 移动技术，带有一个 1.7GHz Pentium 处理器和 1GB RAM；一台 IBM 笔记本电脑，带有一颗 800 MHz Pentium III 处理器和 384 MB RAM。在所有笔记本电脑上安装 Linux 内核版本 2.4.20。所以笔记本电脑装备有一块 Linksys PCMCIA Prism2 无线卡。其中两台用作无线嗅探器，其中一台用作一个漫游客户端，一台用作漫游客户端的“助手”(helper)，即它对 INFOREQ 帧做出应答，其行为就像一个 A - MN。对于协作认证，A - MN 也用作一个 RN。使用了两台 Dell Dimension 2400 台式机，一台作为一个 CN，另一台作为一台 RADIUS 服务器（Rigney 等，2000）。用于试验的各 AP 有一台 Cisco AP1231G（是一台企业 AP）和一台 Netgear WG602（是一台 SOHO/家庭 AP）。

10.9.2　实现细节

为实现协作协议，修改无线卡驱动和 DHCP 客户端。为保留状态信息，协作无线驱动和 DHCP 客户端也构造了一个协作管理器。对于协作认证，WPA 提供方也稍作修改，支持非加密帧的中继。HostAP (Malinen，2005a) 无线驱动、一个开源 WPA 提供方软件（Malinen，2005b）和 ISC DHCP 客户端（Internet System Consortium，2005）被选中进行实现。所涉及的模块及其交

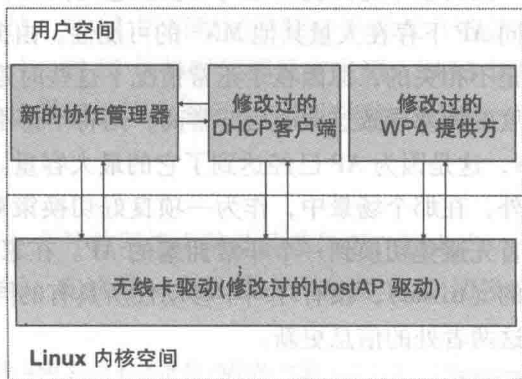


图 10.5　实现中各模块的交互关系

互通信如图 10.5 所示。为模拟话音流量，也使用一个 UDP 分组生成器产生分组间隔为 20ms 的小型分组。对于认证测量，使用 FreeRADIUS（FreeRADIUS Project，2006）作为 RADIUS 服务器。

10.9.3 试验设置

针对试验，使用哥伦比亚大学 802.11b 无线网络，该网络被组织成单个子网。为测试 L3 切换，引入连接到一个不同子网的另一台 AP（见图 10.6）。这两个 AP 工作在两个不同的非重叠信道上。

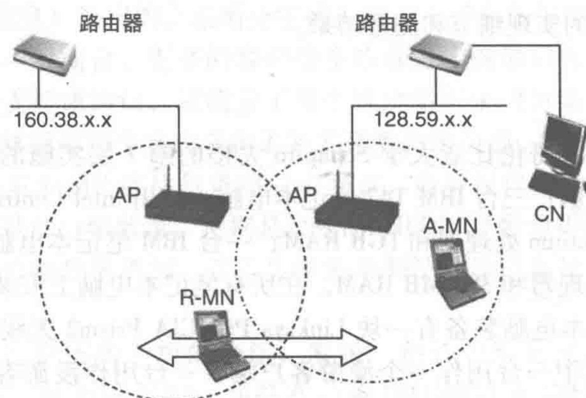


图 10.6 L3 切换环境（来源：Schulzrinne 2006。获得 Henning Schulzrinne 的许可复制）

试验是如下实施的，在属于不同子网的两个 AP 之间移动漫游客户端，由此使客户端在任意方向上实施 L2 和 L3 切换。使用两个无线嗅探器（Kismet）（Kershaw 等，2005）（每个信道一个）记录分组交换和切换事件。以后使用 Ethereal（Combs 等，2004）分析由无线嗅探器产生的跟踪文件。

因为空中链路拥塞是与切换测量无关的，所以在这个试验设置中，没有考虑在相同 AP 下存在大量其他 MN[⊖] 的可能性。由拥塞、回退、传播和 AP 排队造成的时延是不相关的，原因在于正常情况下这些时延通常在数毫秒的量级上。如果因为大程度的拥塞导致这些时延非常高，则将不得不主要担忧不能进行或继续一次呼叫的 MN，这是因为 AP 已经达到了它的最大容量。此时，切换时延成为一个次级问题。此外，在那个场景中，作为一项良好切换策略的组成部分（见 10.11 节），MN 应该首先避免切换到一个非常拥塞的 AP。在家乡代理或 SIP 注册器处更新信息是平凡的（trivial），没有呼叫中移动性所具有的同样严格的时延要求，所以下面不考虑在这两者处的信息更新。

⊖ 在试验期间哥伦比亚无线网络中存在其他 MN。——原书注

10.9.4 结果

本节给出在试验中得到的结果。本节为说明在一个开放网络中CR的优势，考虑没有认证的一个开放网络。本节添加了认证，特别地，考虑支持IEEE 802.11i的一个无线网络。

将L2切换时间定义为：扫描时间+开放认证和关联时间+IEEE 802.11i认证时间。在开放网络中不存在对L2切换时间的最后一项分量。类似地，将L3切换时间定义为：子网发现时间+IP地址获取时间。

在下面的试验结果中说明，就切换时间方面，由CR取得的巨大改进。在L2中，这样一项改进是可能的，原因如在10.4.1节解释过的，MN构造邻接AP的一个缓存，从而不要求扫描新AP，则消除了L2切换期间扫描规程中引入的时延。此外，通过使用中继（见10.5节），一个MN可在认证过程期间发送和接收数据分组，由此消除了802.11i认证时延。在L3中，各MN缓存有关哪个AP属于哪个子网的信息，所以通过比较老AP和新AP的子网ID，立刻可检测到子网中的一次改变。这提供了检测一次子网改变的方式，同时使子网发现时延变得不太重要。此外，采用CR，因为每个节点仍然在老子网中时，可获取新子网的一个新IP地址，所以就完全消除了IP地址获取时延（见10.4.3节）。

重要的是指出，在当前网络[㊀]中，没有标准方式可以一种及时的[㊁]方式检测子网中的一次改变。最近，用于IPv4的DNA（DNAv4）（Adoba等，2006a），目标为检测IPv4网络中的子网改变，正在由IETF的DHC工作组进行标准化工作。但是，这种机制仅可用于MN仍然有一个有效IP地址的以前拜访子网，要花费数百毫秒才能完成。此外，如果使用L2认证，仅在认证过程成功地完成之后，才可检测子网中的一次改变。因此，在标准IEEE 802.11切换规程的切换时间测量中，不考虑由子网改变发现所引入的时延。

总之，从理论上来说，当使用CR时，对L2切换时间的唯一来源是开放认证和关联，无论从哪个角度看（whatsoever），对L3切换时间都没有来源，即L3切换时间为零。在实践中，情况并不完全是这样的。如在本节中比较详细地说明的，不得不考虑一下其他时延源。

1. L2和L3漫游

下面在没有任何形式认证即MN在一个开放网络中移动的条件下，给出当一个MN实施一次L2和L3切换时的切换时间。在这样一个场景中，在发生L2切换之

㊀ 在IETF中，DNA工作组正在仅针对附接IPv6网络的标准化网络的检测（方法）（Narayanan，2006）。——原书注

㊁ 路由器通告典型地仅每隔数分钟时间才广播一次。——原书注

前，MN 尝试构造它的 L2 缓存（如果它还没有这样做的话）。MN 也搜索任何可用的 A－MN，这些 A－MN 也可能在 MN 获取新子网的一个 IP 地址方面提供帮助。场景与图 10.6 所示的场景相同。

图 10.7 给出当使用 CR 时的切换时间。特别地，给出在 30 次切换期间的 L2、L3 和总的 L2＋L3 切换时间。如所看到的，在试验 18 中，总的 L2＋L3 切换时间有 21ms 的最大值。同样看到，即使平均而言，L3 切换时间要高于相应的 L2 切换时间，但仍然存在这两个时延变得相当的情况。例如，在试验 24 中看到，L2 和 L3 切换时间是相等的，在试验 13 中，L2 切换时间超过相应的 L3 切换时间。本节中将给出这种差异的主要原因。

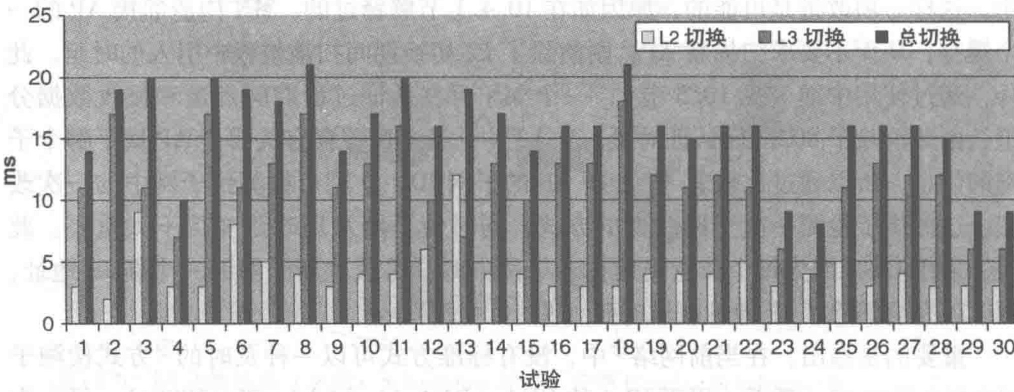


图 10.7　在一个开放网络中采用 CR 测量得到的 L2 和 L3 切换时间

（来源：Schulzrinne 2006。获得 Henning Schulzrinne 许可复制）

图 10.7 和表 10.3 表明，平均而言，采用 CR，总 L2＋L3 切换时间要小于 16ms，这要小于当存在实时流量时确保一次无缝切换的 50ms 要求。

表 10.3 给出切换过程期间 IP 地址获取时间、切换时间和分组丢失的平均值。IP_REQ 和 IP_RESP 之间的时间是 A－MN 为 R－MN 获取一个新 IP 地址所需的时间。这个时间可给出 L3 切换时间的一个良好逼近，此时是没有协作时得到的切换时间。如可看到的，采用协作，将 L3 切换时间降低到没有协作时切换时间的 1.5% 左右。表 10.3 同样表明，当使用 CR 时，在一次 L2＋L3 切换期间所经历的分组丢失是可忽略不计的。

表 10.3　CR 的性能概貌（平均）

IP_REQ 到 IP_RESP	867.0ms
L2 切换	4.2ms
L3 切换	11.4ms
总切换	15.6ms
分组丢失	1.3 个分组

图10.8给出在30次切换上CR和遗留802.11切换机制的L2、L3和L2+L3平均切换时间。对于CR，总L2+L3切换时间小于16ms，而对于遗留802.11切换机制，大约为1210ms。CR将总切换时间降低到标准802.11切换规程所引入切换时间的1.3%。

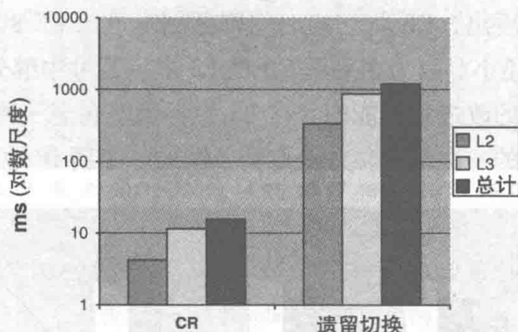


图10.8 在一个开放网络中CR和IEEE 802.11b的平均切换时间
（来源：Schulzrinne 2006。获得Henning Schulzrinne许可复制）

2. 带有认证的L2和L3漫游

下面给出当IEEE 802.11i与EAP-TLS和PEAP-MSCHAPv2一起使用时的切换时间。

图10.9给出在30次切换上由证书/机密信息交换和会话密钥交换引入到一次L2切换中的平均时延。也考虑到产生不同密钥长度的证书的情况[⊖]。和预料的一样，证书交换花费最多的时间。虽然这些时间仍然处在数百毫秒的量级上，但这就是如快速重新连接（Aboba等，2004；2006b）等机制相当地改进L2切换时间的原因。

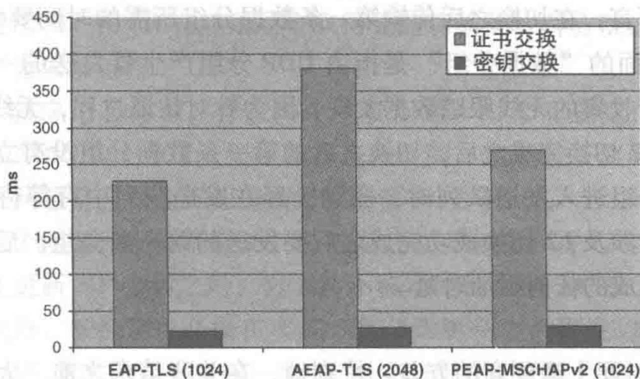


图10.9 IEEE 802.11i中的认证时延（来源：Schulzrinne 2006。获得Henning Schulzrinne许可复制）

⊖ 相比会话密钥的长度，证书的长度要比之影响切换时间的程度大得多。——原书注

一般而言，任何认证机制可与 CR 一起使用。图 10.10 给出在 35 次切换上总的平均 L2、L3 和 L2 + L3 切换时间。特别地，给出 1024 比特密钥和 2048 比特密钥的 EAP - TLS、1024 比特密钥的 PEAP/MSCHAPv2 和 CR 的切换时间。平均 L2 + L3 切换时间分别是 1580ms、1669ms、1531ms 和 21ms。通过使用 CR，取得总切换时间的极大改进。如可看出，CR 将切换时间降低到标准 IEEE 802.11 机制引入切换时间的 1.4% 或比之还小。因为在采用 CR 的 L2 中，通过中继分组，旁路整个认证握手，所以这种显著的改进是可能的。在 L3 中，仍然在老子网中时能够以一种及时的方式检测子网中的一次改变，并获取新子网的一个新 IP 地址。

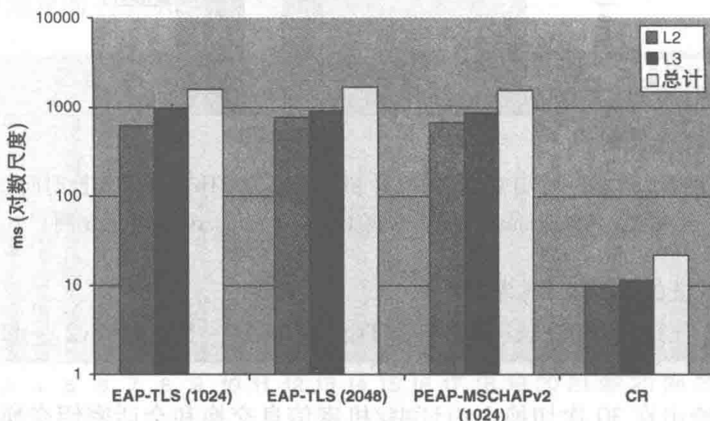


图 10.10　IEEE 802.11i 网络中的切换时间（来源：Schulzrinne 2006。获得 Henning Schulzrinne 许可复制）

图 10.11 比较详细地给出当使用一个中继时 L2 切换时间的两个主要来源。可以看出，平均而言，在切换之后传输第一条数据分组所需的时间要大于 L2 总切换时间的 1/2。下面的“数据分组”是指由 UDP 分组产生器发送的一条分组。通过分析在试验中所收集的无线跟踪数据发现，因为针对认证过程，无线驱动需要启动握手，所以在 L2 切换完成之后，切换之后的第一条数据分组没有立刻发送。这意味着，当数据分组进入发送队列时，驱动已经在发送队列中有等待发送的一些分组。但是，这仅涉及 L2 切换成功完成之后要发送的第一条分组。后续数据分组没有遇到由中继造成的任何附加时延。

3. 测量方差

在 L2 切换时间上遇到高的方差。特别地，在关联请求之前，大部分时延处在认证请求和认证响应之间。在所做的所有测量中，当从哥伦比亚 AP 移动到 Netgear AP 时，这种行为看来是特别显著的。这种行为与 Mishra 等（2003b）给出的结果一起得出结论，即方差是由低端 Netgear AP 中使用的廉价硬件导致的。

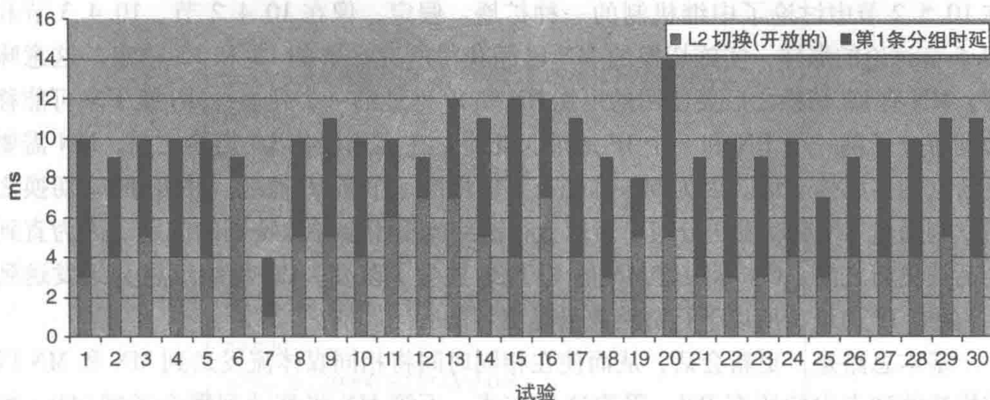


图 10.11 IEEE 802.11i 网络中的 CR L2 切换时间（来源：Schulzrinne 2006。获得 Henning Schulzrinne 许可复制）

理想情况下，仍然在老子网中而获取所有所需的 L3 信息时，切换时间应该为零。图 10.7 中给出的 L3 切换时间可粗略分为两个主要分量：信令时延和轮询时延。信令时延是在内核中建立新的 L3 信息中所涉及不同实体间（无线驱动和 DHCP客户端）交换的各种信令消息导致的；轮询时延的取值是以一种及时方式，相对 L2 切换过程，启动 L3 切换过程，由所接收信号强度[㊀]各样本之间的变量轮询引入的。

这两个时延都是实现相关的，可通过进一步优化实现加以降低。

10.10 应用层移动

下面提出使用 SIP 和 CR 在应用层中取得无缝切换的一种方法。这种方法的实现和分析留待作为未来工作。

一般而言，就应用层移动，存在两个主要问题。一个问题是，完成 SIP 握手（re - INVITE ⇒ 200 OK ⇒ ACK）要用数百毫秒时间，这超过了实时媒体无缝切换的要求。第二个问题是，提前不知道用户要向哪个方向移动。

为解决这两个问题，不得不定义一种机制，使 MN 能够在 L2 切换之前启动应用层切换，并在更新 SIP 会话之后，以 MN 不移动到错误的 AP 或子网的方式完成应用层切换。此外，新机制也必须在实施 SIP 会话更新之后即在以新 IP 地址更新 SIP 会话之后，MN 决定根本不实施一次 L2 切换的事件中发挥作用。

SIP 移动机制（Schulzrinne 和 Wedlund，2000a）和 CR 可组合使用。特别地，

㊀ 所接收信号强度是由无线卡驱动测量得到的。——原书注

在 10.5.2 节中讨论了中继机制的一种扩展。假定，像在 10.4.2 节、10.4.3 节和 10.5 节讨论的那样，实施切换的 MN 已经获得所有必要的 L2 和 L3 信息。这意味着，MN 有 L2 切换之后要使用的可能 RN 和 IP 地址的一个列表，MN 接下来可能移动到每个子网一个 RN 和一个 IP 地址。此时，在实施任何 L2 切换之前，MN 需要更新它的多媒体会话。因为 MN 已经有要使用的一个新 IP 地址，并可在 L2 切换之后立刻通过 RN 启动发送分组，所以上行链路流量不会导致特别的问题。因为直到会话被更新之前，CN 不知道 MN 的 IP 地址发生了改变，CN 将继续将分组发送到 MN 的老 IP 地址，所以下行链路流量是更可能有问题的。

基本思路是，更新会话，从而使在相同时间将相同媒体流发送到 MN 和 MN 以前构造的列表中的所有 RN。采取这种方式，不管 MN 将移动到哪个子网/AP，相应的 RN 能够将分组中继到它。如果 MN 根本不改变 AP，因为 MN 仍然正从 CN 接收分组，所以它也不丢失什么。在 MN 实施 L2 切换并连接到 RN 之一之后，它可通过 RN 发送第二条 re - INVITE，从而在不再涉及其他 RN 的条件下，该 CN 仅向当前 RN 发送分组。一旦成功完成认证过程，就可通过 AP 恢复通信。此时，要求更新最后一条会话，从而在不涉及中间的任何 RN 条件下，使 CN 可直接将分组发送到 MN。

为将同一媒体流的多个备份发送到不同节点即发送到实施切换的 MN 和它的 RN，MN 可发送一条 re - INVITE 到 CN，带有如 RFC 3388（Camarillo 等，2002）所述的一个 SDP 格式，如图 10.12 所示。在这个特定格式中，多个 m 行与多个 c 行放在一起，使用相同的流标识（FID）进行归组分类。接收一条 re - INVITE（带有如图 10.12 所示的一个 SDP 部分）的一个站，将一条音频流在端口 30000 上发送到带有 IP 地址 131.160.1.112 的一个客户端（如果使用 PCMμ - 律编解码），在端口 20000 上发送到带有 IP 地址 131.160.1.111 的一个客户端。为使同一媒体同时发送不同客户端，所有客户端都必须支持相同的编解码（Camarillo 等，2002）。在我们的情形中，必须记住，RN 中继流量到 MN，它们不播放这种流量。因此，可稳妥地说，在中继过程期间，每个 RN 支持任意的编解码，所以通过使用 Camarillo 等（2002）描述的 SDP 格式，媒体流的一个备份总是可被发送到一个 RN。

值得指出的是，在下面描述的会话更新规程中，缓冲是不必要的。如在 10.9.4 节中解释的，并在表 10.3 中说明的，L2 + L3 切换时间，对于开放网络处在 16ms 的量级上，这小于典型 VoIP 流量的分组化间隔。当使用认证时（见图 10.10），L2 + L3 总切换时间在 21ms 的量级上。在两种情形中，分组丢失是可忽略不计的，所以使分组缓冲成为不必要的。

```
v=0
o=Laura 289083124 289083124 IN IP4 five.example.com
t=0 0
c=IN IP4 131.160.1.112
a=group:FID 1 2 3
m=audio 30000 RTP/AVP 0
a=mid:1
m=audio 30002 RTP/AVP 8
a=mid:2
m=audio 20000 RTP/AVP 0 8
c=IN IP4 131.160.1.111
a=mid:3
```

图 10.12 RFC 3388SDP 格式

10.11 负载均衡

CR 在 AP 负载均衡中也扮演一个角色。如今，就 MN 选择要连接到的 AP 方式上存在许多问题。依据链路信号强度和信噪比（SNR），选择 AP，没有考虑其他因素，如有效的吞吐量、重试次数、冲突数、分组丢失、比特率和比特错误率。这可能导致一个 MN 连接到具有最佳 SNR 但较低吞吐量、较高冲突次数和较高分组丢失的一个 AP，原因是该 AP 是高度拥塞的。如果 MN 解关联或 AP 对之解除认证，则 MN 查找一个新的候选 AP。不幸的是，因为其链路信号强度和 SNR 仍然是"最佳"可用的 SNR，所以 MN 将以非常高的概率选取同一个 AP。完全忽略了有关 AP 拥塞的信息，这种不良行为继续重复出现。这种行为可产生如下情况，其中所有用户都最终连接到"最佳" AP，造成在 10.9.3 节中所述的场景，同时将其他 AP 留在欠利用状态（Forte 等，2006b；Jardosh 等，2005）。

在这样一个场景中，CR 可以是非常有辅助作用的。特别地，可想象这样一种情况，其中一个 MN 希望收集有关它也许接下来要移动到的 AP（即存在于其缓存中的各 AP）的统计信息。为做到这一点，MN 可请求其他节点发送有关那些 AP 的统计信息。每个节点可收集不同种类的统计信息，如可用吞吐量、比特率、分组丢失和重试率。一旦收集了这些统计信息，则将之发送到请求这些信息的 MN。此时，就哪些 AP 是比较拥塞、哪些 AP 可支持要求的 QoS，该 MN 有了一幅清晰图景，因此可完成一项比较智能的切换决策。通过使用这种方法，可取得邻接 AP 间流量流的一种均衡分布。

这种机制的细节留待未来研究，但可容易地从前面为取得快速 L2 和 L3 切换而

引入的规程中派生得到。

10.12　组播和扩展性

出于简单性考虑，本章讨论所有 MN 都订阅的单个组播组。但是，事实上，这引入了严重的扩展性问题。为解决扩展性问题，考虑使用不同组播组，每个组播组限于（例如）一个子网、一个 ESS 或一个 BSS。

在这种情形中的问题是，属于不同组播组的两个 MN 为进行协作，需要相互知道对方的组播 IP 地址。为解决这个问题，可遵循两种方法。在第一种方法中，各 MN 缓存它们的组播地址，并以它们共享其他信息（如它们的子网 ID）相同的方式共享组播地址。在第二种方法中，每个 MN 计算它们自己的组播地址和其他 MN 的组播地址作为一个或多个已知参数（如当前 BSSID 和子网 ID）的一个哈希值。这样做时，在知道其他 MN 的当前 BSSID 和子网 ID（例如）时，每个 MN 可计算另一个 MN 的组播地址。

10.13　组播的一种替代方法

在具有 MN 密集分布的高度拥塞环境中，使用 IP 组播分组可能变得低效。在这样的环境中，组播的一种良好替代法可能由自组织网络提供。为共享故障诊断的信息（Chandra 等，2006），MN 已经使用在基础设施模式和自组织模式之间来回切换。如在 10.5.3 节中指出的，在自组织和基础设施模式之间连续切换，引入同步问题和信道切换时延，使这种方法不可用于实时流量。但是，即使存在非实时流量，当在基础设施网络中存在一条活跃（live）的 TCP 连接（例如）而发生切换到自组织模式时，仍然可能出现同步问题。在自组织模式中花费较长时间，也许会导致 TCP 连接超时；另外，在基础设施模式中等待太长时间，也许导致自组织网络中的数据丢失。

在 CR 中，通过使用在 10.5.3 节描述的中继机制，各 MN 可交换包含在其缓存中的 L2 和 L3 信息。遵循这种方法，在不牵涉 AP 和不必将其操作模式切换到自组织模式的情况下，各 MN 可相互直接交换信息。特别地，一个 MN 可发送广播和单播分组，例如将去往 DS 和来自 DS 字段设置为零的 INFOREQ 和 INFORESP 分组（见 10.5.3 节）。因此，仅有处在第一个 MN 无线电覆盖范围中的各 MN 才能够接收到这样的分组。因为去往 DS 字段没有设置，所以 AP 将丢弃这些分组。

当需要时，也可使用自组织多跳路由。例如，在如下情形中，这可能是有辅助作用的，此时当仍然在老子网时，R – MN 获取一个新子网的一个新 IP 地址（见 10.4.3 节），当前 AP 和新 AP 使用两个不同信道。在这样一种情形中，与 R – MN 在相同信道上的第三个节点可在 R – MN 与 A – MN 之间路由分组，做法是在两个

AP的两条信道之间切换，由此使R-MN和A-MN的操作不受影响。在这种情形中，因为当节点在两条信道之间切换时，仅需要切换两次：一次是在从R-MN接收到IP_REQ分组之后，为将该分组发送到A-MN而进行的切换；第二次是在从A-MN接收到IP_RESP分组之后，为将该分组发送到R-MN而进行的切换，所以没有同步问题。

一种基于自组织的方法，例如在10.5.3节给出的中继机制，不要求基础设施中的任何支持，它代表了拥塞和密集群集环境中的一种有效解决方案。另外，在具有少量MN的网络中，MN之间的自组织通信工作情况不是很好，其中在任何给定时间，每个MN也许仅能够看到非常少量的其他MN。

带有两个无线卡的MN可使用一个卡连接到自组织网络并与其他MN共享信息，同时使用另一个卡连接到AP。这两个卡也可工作在两种不同的接入技术上，如蜂窝和802.11。

如果将一些改变引入到基础设施是可能的，那么通过使用SIP在线（presence）模型（M.Day，2000），可最小化组播分组的使用。在这个模型中，引入一项新的在线服务，其中每个子网都是一个在线实体（presentity）。每个子网都有那个子网中所有可用A-MN的一个联系列表（例如），从而在线信息由子网中可用A-MN表示。当一个R-MN订阅这项服务时，它接收到有关新子网的在线信息，即它的联系信息，这些是那个子网中的可用A-MN。

这种方法在具有少量支持CR的用户场景中是比较高效的。另外，通过引入附加网元，它可能要求在基础设施中做出改变。在线方法和自组织方法都留待未来研究。

10.14 结论和未来工作

本章定义了一种协作漫游协议。这个协议支持MN无缝地实施L2和L3切换，在不要求对协议或基础设施做任何改变的条件下，在一个开放网络中总的平均L2+L3切换时间大约为16ms，在一个IEEE 802.11i网络中大约为21ms。为取得无缝切换，每个这样的值都小于实时应用（如VoIP）的50ms要求的1/2。此外，在不管所使用特定认证机制，仍然保持安全性和隐私性的情况下，这种协议能够提供这样一种快速切换。

因为在最坏情形场景中，各MN可依赖于标准IEEE 802.11机制，并取得类似于没有协作场景中的性能，所以MN协作具有多项优势，不引入任何显著的劣势。

在多项其他应用中，节点协作可能是有用的：

1）在多行政管理域环境中，在发现哪些AP可用于哪个域方面，CR可提供辅助。采用这种方式，依据漫游协议、计费等，一个MN也许可决定进入一个特定的AP/域而不是某个其他AP/域。

2）10.11 节说明了 CR 如何用于负载均衡。遵循一种非常类似的方法但使用诸如冲突率和可用带宽等其他度量元，CR 也可用于接纳控制和呼叫接纳控制。

3）在传播有关服务可用性的信息方面，CR 可提供辅助。特别地，因为在那个 AP 处存在服务，所以一个 MN 也许决定将实施切换到一个特定 AP。这种服务也许是特定类型的加密或认证、最小保障比特率或可用带宽或其他类型网络的可用性（如蓝牙、UWB 和 3G 蜂窝网络）。

4）CR 也在对网络拓扑改变的适应方面提供优势。特别地，当一个 MN 在其缓存中找到陈旧的表项时，它可更新它的缓存，并将这种改变传递给其他 MN。这也适用于网络拓扑中的虚拟变化（即 AP 功率等级方面的变化），这也许对 IEEE 802.11h 设备变得更加常见。

5）各 MN 也可使用 CR，协商和调整它们的发送功率等级，从而做到最小程度的干扰。

6）Ramani 和 Savage（2005）描述了一种被动扫描算法，据此，一个 MN 知道一个特定 AP 何时将发送其信标帧的准确时刻。采用这种方式，MN 使用被动扫描收集各种 AP 的统计信息，但不需要在每个信道上等待整个信标。但是，这种算法要求网络中的所有 AP 都要同步。通过使用一种协作方法，可使各 MN 共享有关其 AP 之信标间隔的信息。采用这种方式，在不要求网络侧任何同步的条件下，仅需要使各 MN 在它们自己间同步（如通过 NTP）。

7）可以如下方式提供一个基础设施网络中节点与一个自组织/网状网中节点之间的交互通信：

① 自组织模式中的一个 MN 可发送有关其自组织网络的信息。采用这种方式，基础设施网络中的各 MN 可确定它们是否可方便地切换到自组织网络（这也将释放基础设施网络中的资源）。例如，当缺乏收敛，或基础设施网络中存在高拥塞时，可能发生这种情况。同样，如果 MN 不得不恢复存在于自组织网络自身（例如在一个传感器网络中）中的一些数据时，该 MN 也许切换到一个自组织网络。

② 如果双方是相互比较靠近的，则它们可决定切换到以前发现的一个自组织网络，并在没有任何基础设施支持的条件下相互通信。如果不存在其他自组织网络，它们也许使用一条默认信道，创建它们自己的一个自组织网络。

在未来网络中，将比较详细地研究应用层移动性、负载均衡和呼叫接纳控制。将深入研究使一些网元（如 AP）支持 A－MN 和 RN 功能的可能性，这对于仅有一些 MN 支持 CR 的场景中是有用的。最后，将研究 IEEE 802.21（IEEE，2005b）如何能够集成和扩展 CR。

第11章 系统评估

本章评估整体切换系统，其中在第6章描述的多项优化技术一起作用，构造一个完整的切换系统。首先形象地说明技术间和技术内切换的一些系统的试验结果，之后使用Petri网建模，验证一些优化技术。说明Petri网如何对切换系统一些行为性质（如死锁）进行建模。也比较了可应用于切换的一些调度技术的性能。

11.1 主要贡献和标志性结果概述

目前，在不同层中每项切换组件的优化技术是独立地实现的。为构造一个完整的优化切换系统，这些优化组件还没有以一种集成方式加以使用。这些优化技术的现有试验结果是仅对每项个体切换组件得到的（如发现、认证和配置）。为验证系统性能的预测，也还没有将基于模型的结果与试验结果加以比较的工作出现。还没有现有系统评估技术可验证一个切换系统的正确性或检测一个切换系统异常（如死锁）。

使用第6章所述针对每个切换组件而开发的反应式、提前式和跨层优化技术，构造几个标志性的切换系统。为每个这样的标志性系统构造等价的移动模型，并将试验结果与来自等价移动模型的结果进行比较，以便确定在某些切换参数中的改变如何影响整体切换系统。

来自试验系统的系统评估的标志性结果说明了所开发的优化技术的有效性。这些结果也展示了可行的场景，其中这样的一些优化技术可一起作用，得到一个部分的或完整的切换系统。将针对这些优化技术的来自基于Petri网移动模型的结果与来自试验得到的那些结果进行比较，说明了预测的正确性。这些优化技术基于Petri网的行为分析，可确定系统异常（如死锁）的存在。

使用多项这样的优化技术（针对不同切换组件）的一个切换系统，意味着这些切换组件的一个可能序列（即可确定这样的一些组件是否能够并行地工作），并使人们能够验证跨层技术如何用于加快多项顺序工作的切换操作。将来自试验系统的结果与来自相应移动模型的那些结果进行验证，展示说明了这些移动模型的有效性。这些移动模型，也可基于切换操作的序列和资源的可用性，评估系统性能。它们也确定并发性程度和附加资源如何影响系统性能。移动模型的一项行为分析可说明系统的某些运行特征（如死锁），从试验结果看，这些特征是不明显的。

在本章后面，讨论来自一些标志性系统的试验结果、来自所开发的几项优化技术的基于Petri网模型的结果、几个切换序列的系统性能验证以及死锁检测和避免。

11.2 引言

与一个切换事件关联的各项优化技术的系统评估和验证，可通过试验分析、仿真和分析性建模加以实现。虽然试验结果受到几项约束的限制［如系统参数，即内存、CPU 能力和其他网络参数（如带宽）］，但 Petri 网模型可用来验证这样的试验结果，并以改变系统参数的能力来实施系统评估。由此，为验证与切换系统相关联的各项优化技术，采用试验方法和建模方法。在第 6 章中描述了多项切换组件的优化技术，每项技术都有其自己的试验结果。但是，为验证系统性能，通过为这些切换组件（以一种集成方式一起作用）实现优化技术，构造一个切换系统。

11.3 试验验证

本节描述了来自一个切换系统的试验结果，该系统支持不同类型的切换，即技术内和技术间切换，其中移动节点分别使用单接口和多个接口。在第 2 章中描述了这两种切换。这些切换系统使用在前面第 6 章描述的切换技术集。

特别地，描述来自三个试验系统的结果，它们使用几项优化技术，降低切换时延和分组丢失。这三项试验系统使用媒体无关预认证框架、跨层触发器辅助的预认证和基于 IMS 网络中的优化的切换。

11.3.1 媒体无关预认证框架

试验结果表明，在没有任何优化的情况下，当移动节点在两个同构接入网络之间（如 802.11 网络之间）移动时，由于这项切换时延，观察到 4s 的切换时延和 200 条分组丢失。对于异构切换，情况要差得多，其中在一个 CDMA 网络中移动节点认证和建立连接要花费高达 15s 时间。

我们对称作媒体无关预认证（MPA）（Dutta 等，2005e）的一个移动系统进行了原型实现，它利用到针对优化基本操作而开发的多项技术，这些操作即网络发现、认证、配置、安全关联和绑定更新。通过避免扫描，这个系统也降低了链路层切换时延，应用了跨层优化技术，如“链路上线”和“链路下线”事件的检测。此外，通过在网络边缘实现一种动态缓冲和备份转发机制（Dutta 等，2006e），它降低了分组丢失。

应用这些提前式技术，为单接口和多接口优化网络层和应用层移动协议（Dutta等，2005c，e）。

Koodli（2005）和 Gwon 等（2003）开发了移动系统，分别针对移动 IPv6 和移动 IPv4 采用提前式切换技术。但是，这些系统不解决提前发现或预认证机制。同样，这些机制要求邻接路由器之间交换信令，仅当路由器相互之间建立了信任关系

时，这些机制才起作用。我们进行了媒体无关预认证机制和 FastMIPv6 提前式快速切换机制（Koodli，2005）的一项比较分析，并描述了结果的细节（Dutta 等，2007b）。现在给出 MPA 和其他提前式切换技术的简短比较分析。本节突出 MPA 不同于现有中断前连接技术的某些增值特征。特别地，比较 MPA 和 FMIPv6，并突出功能区别。MPA 提供一种中断前连接机制，并处理多项高层切换相关的功能，在移动期间仅剩下执行层 2 切换操作。有几项其他提前式方案，如 Gwon 等（2003）和 Koodli（2005）提出的那些方案，它们利用中断前连接的技术，并提供相当的性能。

相对于其他相关的中断前连接方案，MPA 的不同特征如下：①MPA 可工作在多种类型的移动协议上；②MPA 提供层 3 和层 2 的预认证支持，由此降低了由认证导致的时延；③MPA 提供实施预配置操作（如无状态自动配置和使用一个 DH-CP 中继代理的有状态预配置）的灵活方式；④当由 IEEE 802.21 信息发现方案辅助时，通过避免扫描和 IEEE 802.11i 认证，MPA 可优化层 2 切换；⑤MPA 框架可应用于不同类型的切换，如域间、域内、技术间和技术内切换；⑥MPA 提供网络不同部分中的灵活缓冲机制，这可降低切换期间的分组丢失。现在，简短地比较 MPA 和 FMIPv6。IETF 为 MIPv6 定义了两种快速切换协议，即层次结构型 MIPv6（Soliman 等，2006）和快速 MIPv6（Koodli，2005）。这两个协议尝试降低 MIPv6 基础版本中经历的分组丢失和切换时延。在 MPA 和 FMIPv6 之间存在非常本质性的差异。FMIPv6 受限于用作快速切换的一个绑定协议，而 MPA 定义了一个移动框架，可独立于移动协议起作用，可用于许多协议，包括 MIPv4、MIPv6 和基于 SIP 的移动性。但是，在 MIPv6 的语境中，现在提供 FMIPv6 与 IPv6 上 MPA 的一项简短的功能比较。

FMIPv6 提供了两种快速切换提供方法：预测模式和反应模式。FMIPv6 预测模式和 MIPv6 上基于 MPA 的优化，对诸如预配置和提前绑定更新等某些操作，展示出一些相似性。Dutta 等（2011）提供了 MPA 操作和实现结果的完整概述。Cabellos – Aparicio 等（2005）提供了 FMIPv6 的一些试验结果，表明由提前式 FMIPv6 造成的时延的上界是非优化层 2 时延。类似地，IPv6 上 MPA 方案的时延，其上界也是非优化层 2 时延，此时没有来自 IEEE 802.21 信息发现方案的辅助。据 Cabellos – Aparicio 等（2005），提前式 FMIPv6 的切换延迟等于层 2 IEEE 802.11 切换延迟，计算得到 320ms。另外，通过避免扫描，由 IEEE 802.21 信息发现辅助的 MPA 将层 2 时延限制到 4ms。由 IEEE 802.21 信息发现辅助时的 FMIPv6 也可帮助将层 2 时延降低到这样一个值，大小相当于 MPA 情形中得到的值。

图 11.1 给出基于 MPA 框架的协议流程。假定移动节点（MN）已经连接到一个附接点，称作老附接点（oPoA），并被指派一个老转交地址（oCoA）。在整个通信流程间，数据分组不应该丢失，例外是步骤 5 中层 2 切换规程期间的时段，但在 IEEE 802.21 信息服务（IS）、事件服务（ES）和命令服务（CS）辅助下，MPA 规

程可帮助最小化这个层 2 切换时段期间的分组丢失。现在简短地描述预认证框架的各功能阶段。



图 11.1　媒体无关预认证的协议流程

1. 预认证阶段

移动节点通过诸如 IEEE 802.21 的一个发现过程找到一个 CTN（候选目的网络），并得到在 CTN 中的地址以及 AA（认证代理）、CA（配置代理）和 AR（接入路由器）的能力。移动节点向认证代理进行预认证。如果预认证是成功的，则在移动节点和认证代理之间创建一个 MPA SA（MPA 安全关联）。由 MPA SA 派生两个密钥，即一个 MN－CA 密钥和一个 MN－AR 密钥，分别用于配置协议和隧道管理协议的后续信令消息。之后 MN－CA 和 MN－AR 密钥分别被交付到配置代理和接入路由器。在这个阶段发起层 2 预认证。

2. 预配置阶段

移动节点认识到，其附接点可能从老附接点（oPoA）改变为一个新的附接点（nPoA）。

之后它向配置代理实施预配置，使用配置协议得到一个 IP 地址，如一个新的转交地址（nCoA），从 CTN 得到其他配置参数。接入路由器使用一种隧道管理协议，与移动节点建立一条提前式切换隧道。作为隧道管理协议的组成部分，移动节点分别将 oCoA 和 nCoA 注册为隧道外层地址和隧道内层地址。使用 MN－CA 和 MN－AR 密钥，保护预配置协议的信令消息。当配置代理和接入路由器共处在相

同设备中时，配置和隧道管理可由单个协议［如 IKEv2（Kaufman，2005）］实施。在隧道建立完成之后，在图 11.1 中步骤 4 结束时，使用 oCoA 和 nCoA，移动节点能够进行通信。

3. 安全的提前切换，主要阶段

在移动节点切换到新的附接点之前，它开始安全的提前切换过程，做法是执行一种移动管理协议（如 MIPv6 或基于 SIP 的移动性）的提前绑定更新操作，并在隧道之上发送后续的数据流量。在一些情形中，它可缓存多个 nCoA，并与 CH（通信主机）和 HA（家乡代理）建立同时绑定关系。

4. 安全的提前切换，预切换阶段

移动节点完成绑定更新，并准备好了要切换到新的附接点。移动节点可执行隧道管理协议，删除或禁止提前切换隧道，并在隧道删除或禁止之后缓存 nCoA。当新接入路由器（nAR）处的一个缓冲模块接收到删除隧道的一个信号时，它开始缓冲分组（启动缓冲）。在移动节点连接到新的附接点之后，移动节点发送一个显式信号停止缓冲，并清空分组。在第 6 章中描述了缓冲模块和缓冲协议的细节。

何时移动节点切换到新的附接点，这个决策取决于切换策略。一般而言，移动节点控制的或网络控制的策略可用来触发切换。移动节点的信号质量和位置、通信代价和所接收流量的服务质量（QoS）是决定切换策略的一些因素。本章中给出的结果是基于使用信噪比（SNR）作为切换的触发器得出的。

5. 切换阶段

在这个步骤发生链路层切换。在这个阶段期间，可发生任何层 2 安全关联，包括基于 EAP 的认证和 802.11i 相关的四次握手。正常情况下，层 2 预认证是由内建层 2 预认证支持（如 802.11i 提供的支持）处理。但是，使用 MPA 方案，层 3 预认证可启动层 2 认证，仅剩下在这个阶段期间要完成四次握手。

6. 安全的提前切换，切换后阶段

移动节点执行切换规程。在成功完成切换规程和层 2 关联后，移动节点立刻将缓存的 nCoA 指派到附接于新附接点的物理接口。如果在步骤 4 期间没有删除或禁止提前切换隧道，则在这个阶段也删除或禁止隧道。此后，在不使用一条提前切换隧道的条件下，使用 nCoA 的数据分组直接传输也是可能的。

应用了 MPA 相关的优化技术，并对两个移动协议即基于 SIP 的移动性（Wedlund 和 Schulzrinne，1999）和 MIPv6（Johnson 等，2004）进行了试验，它们支持技术内切换和技术间切换。

11.3.2 技术内切换

本节突出技术内切换的试验结果。

一次技术内切换定义为，当一个移动节点在相同类型的接入技术之间移动时发生的切换，如 802.11 ［a，b，n］ 和 802.11 ［a，b，n］ 之间、CDMA 1XRTT 和

CDMA 1XEV－DO之间或两个LTE网络之间。在这种场景中，一个移动节点可被装备单个接口（具有同一技术的多个PHY类型）或多个接口。一次技术内切换可涉及子网内或子网间移动，由此移动节点可能需要改变它的L3标识符（取决于移动的类型）。

图11.2给出试验测试床的拓扑，使用802.11接入网络，对技术间切换进行了试验。测试床模拟两个不同的拜访域和一个家乡域。每个拜访域有几个子网络。移动节点从一个拜访域移动到另一个域，并在移动过程中改变它的子网。网络A是oPoA，是在切换之前移动节点最初所在的网络。网络B是nPoA，网络C是通信节点（CN）所在的网络，网络D是家乡网络，家乡代理和AAA驻留在其中。

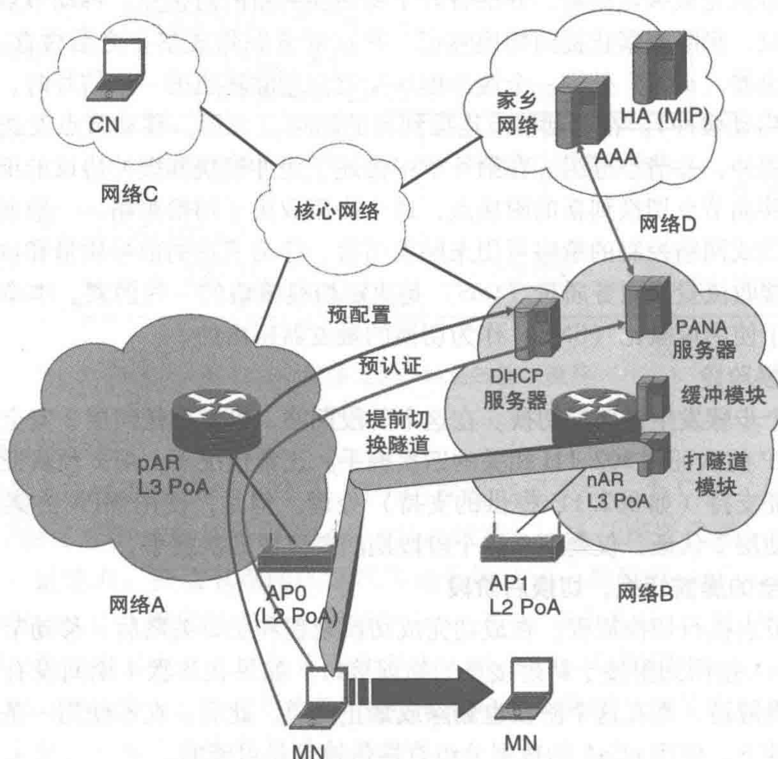


图11.2　媒体无关预认证的测试床

配置协议是DHCP，认证代理是带有一个后台Diameter服务器的PANA（承载网络接入认证的协议）（Forsberg等，2008），实施EAP－TLS（扩展认证协议TLS）（Aboba等，2004）。配置代理是一个DHCP中继代理，下一个接入路由器是一台边缘路由器，它运行在一个Linux操作系统上。在一个IPv6网络中，nAR像网络B中的配置代理一样起作用。

MPA机制独立于低层移动管理协议起作用。使用SIP移动性和MIPv6作为移

动管理协议，展示说明 MPA 的优势。在 MIPv6 的 MPA 情形中，CN 开始与 MN 的一个 RTP 会话，同时 MN 处在网络 A 中，使用一条 MIPv6 隧道通过 HA 与 CN 通信。MPA 在 MN 与网络 B 中的 nAR 之间创建一条提前切换隧道。这是采用封装安全净荷（ESP）模式的一条 IPSec 隧道，使用 PANA 动态地建立和终止 IPSec 隧道。在切换之前，在 MN 和 HA 之间以隧道方式传输的 MIPv6 流量，通过 MPA 以 IPSec 策略设置创建的 IPSec 隧道。如果配置代理和路由器共处一地，则单个协议（如 IKEv2）可处理配置功能和隧道管理功能。

在基于 SIP 的移动性情形中，一条基于 IP - IP 隧道被用作移动节点和下一接入路由器之间的提前切换隧道。在使用 SIP 成功建立一条连接之后，话音流量在 MN 和 CN 之间流动。这种话音流量是在 RTP/UDP 之上承载的。使用 RAT（鲁棒的音频工具）作为媒体代理，使用一种编解码（分组之间有 20ms 间隙）产生流化流量。在移动节点移动到目标网络之前，使用一条 SIP re - INVITE 作为提前切换隧道上的绑定更新。以类似于 MIPv6 的方式，实施预认证和缓冲过程。

表 11.1 给出试验结果，这些结果来自于涉及 IEEE 802.11 接入网络的技术内切换的移动系统。一个应用层移动协议（如基于 SIP 的移动性）和一个网络层移动协议（如 MIPv6）被用于这些技术的试验验证。这些结果展示说明，几项提前式优化技术如何一起发挥作用，最小化切换时延、分组丢失和抖动。这些结果也展示说明，以附加时延的代价，在降低分组丢失方面，在边缘路由器处缓冲的影响。表 11.1 中给出的这些结果是在 5 个轮次上取的平均值。

表 11.1 提前切换期间的时延和分组丢失

	移动类型					
	MIPv6				SIP 移动性	
切换优化参数	禁止缓冲 + 禁止路由优化（RO）	支持缓冲 + 禁止 RO	禁止缓冲 + 支持 RO	支持缓冲 + 支持 RO	禁止缓冲	支持缓冲
L2 切换/ms	4.00	4.30	4.00	4.00	4.00	5.00
每次切换的平均分组丢失	1.30	0.00	0.70	0.00	1.50	0.00
平均分组间间隔/ms	16.00	16.00	16.00	16.00	16.00	16.00
切换期间的平均分组间到达/ms	21.00	45.00	21.00	67.00	21.00	29.00
平均分组抖动/ms	N/A	29.30	N/A	50.60	N/A	13.00
缓冲时长/ms	N/A	50.00	N/A	50.00	N/A	20.00
平均被缓冲的分组数	N/A	2.00	N/A	3.00	N/A	3.00

在 Dutta 等（2005e）和 Dutta 等（2008）中描述了技术内切换之 MPA 框架的实现和试验细节。

11.3.3 技术间切换

第2章描述异构切换机制的几种不同类型。但是，本节分析技术间切换的结果，其中使用第6章描述的优化技术，涉及两个具体的接入技术，即IEEE 802.11和CDMA2000。

涉及多个接口的切换，几种类型的切换场景是可能的。对两种不同切换场景进行了试验：连接前中断场景和中断前连接场景。下面描述这些场景。

1. 连接前中断场景

在涉及多个接口的正常切换场景中，仅在到老接口的链路拆除之后，新接口才上线。这种场景被称作“连接前中断”，通常导致人们所不期望的分组丢失和切换时延。在试验测试床中没有任何优化的条件下，由PPP（点到点协议）配置时延（16s）和绑定更新时延［如对于基于SIP的移动之SIP re - INVITE（1.5s）和MIPv6的MIP注册时延（500ms）］导致切换时延和相关联的分组丢失。如“链路下线”的低层触发器可帮助加快第二个接口中的切换过程，并将帮助降低分组丢失。为优化“连接前中断”场景，将一种快速“链路下线”检测技术与预认证、提前配置技术、缓冲和一种备份转发技术一起使用，降低分组丢失和时延。使用这种技术，移动节点能够在50ms内恢复新网络中的通信，分组丢失降低为0。

现在描述两种类型的中断前连接场景。

2. 中断前连接场景A

在第一种类型的中断前连接场景中，在移动节点仍然使用老接口通信时，第二个接口提前就绪，在某个时点，移动节点决定使用第二个接口作为活跃接口，并完整认证和绑定更新规程。因为这个场景在移动节点仍然连接到老网络时，它使用“中断前连接”技术在新网络上建立层2配置，所以这得到较低的分组丢失。在没有任何优化的一个典型的连接前中断切换中，移动节点仅在当前接口（802.11）下线之后，才准备CDMA接口。

作为处理这个场景工作的组成部分，开发了一种中断前连接算法，支持CDMA和802.11网络之间的切换。使用这项技术，在移动节点继续使用当前的802.11接口通信时，使用PPP接口在CDMA网络中建立层3配置。这项技术降低了层2和层3配置相关的时延和分组丢失。但是，因为同时两个接口都是活跃的，所以它使用了更多的能量资源（power resource）。对一个网络层协议（即MIPv4）和应用层移动协议（即基于SIP的移动性），采用这种机制在802.11和CDMA 1xRTT接入网络上进行了试验。当使用中断前连接的技术时，在MIP或基于SIP的移动性中没有分组丢失。但是，对于在从802.11到CDMA网络切换之后的在途分组，观察到初始抖动，在从CDMA到802.11网络切换之后，接收到乱序分组。在Dutta等（2005c）中发表了涉及多个接口之切换的一项完整的试验分析。

3. 中断前连接场景B

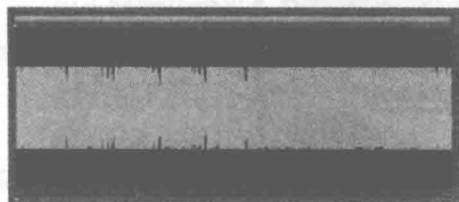
在第二种类型的中断前连接场景中，所要求的一些功能，如网络选择、CDMA网络参数的语境转移（如PPP状态）和安全关联，是使用当前接口提前建立的。这个场景有助于保留能量。仅在选择一个合适网络和移动节点使用老接口认证自己之后，才激活第二个接口，则针对认证操作，移动节点可高效地利用它的电池能量。

由试验（Dutta等，2005c），确认了如下情况，由提前优化方法论和跨层触发器的一种组合法辅助的中断前连接技术，可降低切换期间的绑定更新和配置时延。图11.3给出优化切换和非优化切换之间移动节点处的音频输出比较。

图11.3a给出同构切换的这项比较，而图11.3b给出802.11和CDMA网络之间切换的比较。类似于表11.1中给出的结果，相比非优化切换的4s媒体中断，优化的同构切换没有任何媒体中断。相比基于SIP的移动性之16s媒体中断和非优化切换的18s媒体中断，异构切换的中断前连接优化技术不产生媒体中断。

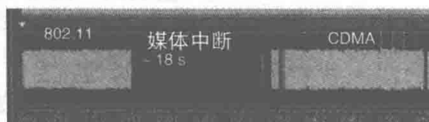


(1) 非优化切换－同构切换



(2) MPA辅助的优化切换－同构切换

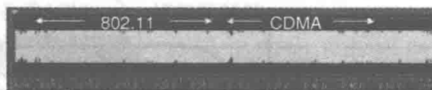
a) 优化的和非优化同构切换的比较



(1) 基于MIP的非优化切换－异构切换



(2) 基于SIP的非优化切换－异构切换



(3) MPA和802.21辅助的优化切换－异构切换

b) 优化的和非优化异构切换的比较

图11.3 优化切换和非优化切换的比较

11.3.4 跨层触发器辅助的预认证

在本节描述一个切换系统得到的试验结果，该系统使用由IEEE 802.21定义的媒体无关切换功能辅助的预认证技术。基于802.21的跨层触发器在切换准备方面提供辅助。图11.4给出MPA相关功能和基于802.21的跨层触发器［称作MIHF（媒体无关切换功能）］之间的交互通信。图11.5给出试验集成的测试床，它使用图11.4所示的MIHF和MPA组件。

图 11.4 MIHF 和 MPA 组件之间的交互通信

图 11.5 MIHF 辅助 MPA 的试验测试床

试验测试床包括两种类型的接入网络，即 EV - DO 和 Wi - Fi，它们通过一个核心网络基础设施连接起来。完整的测试床由如下实体组成。

一个移动节点被装备有 IEEE 802.11（Wi - Fi）和 CDMA 1xEV - DO 接口。IEEE 802.11（Wi - Fi）和 EV - DO 接口分别带有 IP 地址 IP0 和 IP1。MN 运行支持 IPSec、IKE、MOBIKE 和 MIH 相关服务的一个客户端，这些服务提供跨层触

发器。

MPA 服务器被装备带有几个模块，包括一个认证代理、一个隧道代理、一个配置代理和一个缓冲模块。AAA 对 MN 实施预认证。隧道代理管理来自 MN 的一条 IPSec 隧道［用作一条提前切换隧道（PHT）］，并使用 MOBIKE（S. Eronen，2006）实施层3 切换。这个测试床稍稍不同于 11.3.2 节描述的 MPA 框架，区别在于因为没有对运营商网络中设备的控制权，所以隧道代理是在目标网络（即 EV－DO 网络）外的一个节点上实现的，而不是在目标网络的 AR 上实现的。结果，MPA 服务器作为到 EV－DO 网络的一个中介 AR。

测试床中的一个 MIH 信息服务器带有有关邻接网元（如 Wi－Fi 接入点和蜂窝网元）的信息。

一个通信节点被连接到因特网，并通过一个 Skype（Baset 和 Schulzrinne，2006）VoIP（IP 上的话音，IP 电话）会话与 MN 通信。在这个移动场景中，移动节点在 Wi－Fi 网络上介入到与 CN 的一个 VoIP 会话（路径 A），之后实施到 EV－DO 网络的一次切换（路径 B）。在 MN 仍然连接到 Wi－Fi 网络时，在预计移动节点移动的情况下，MPA 栈利用 MIH 服务触发与 EV－DO 网络的一个认证和配置过程。通过向 MIH 信息服务器查询网络信息，MPA 引擎学习到目标网络。触发认证的 MPA 栈可在 MN（用于移动节点发起的切换）上或在 MPA 服务器（用于网络发起的切换）上。虽然当前实现使用信号强度阈值触发信息服务器查询，也可实现其他策略触发切换过程中的几个步骤。

因为隧道代理没有驻留在蜂窝运营商网络中，所以即使在 L2 切换之后，进出 MN 的所有通信需要在 PHT 上通过 MPA 服务器，如路径 B 所示。

出于如下目的，MPA 代理利用 MIH 服务：

1）基于活跃接口的信号阈值，识别何时准备切换。这是采用如下方法做到的，当 MN 中活跃接口的信号等级超过几个不同阈值时，实施对“参数报告”（Parameter Reports）的事件订阅。

2）通过查询信息服务，识别移动节点可能切换到的候选网络及其相关参数，其中使用“上电”（MIH_Link_Actions Power Up）MIH 命令对 EV－DO 接口上电、连接和配置，并在预认证规程完成之后，建立一个 PHT。

3）一旦完成切换，使用 MIH 命令“下线”（MIH_Link_Actions Power Down）关闭老链路。

图 11.6a 给出一次移动节点发起从 Wi－Fi 网络切换到 EV－DO 网络时的操作序列。图 11.6b 给出网络发起从 Wi－Fi 网络切换到 EV－DO 网络时的通信流程。后面描述移动节点发起切换和网络发起切换的流程细节。

11.3.5 采用 802.21 触发器的移动节点发起的切换

图 11.6a 给出移动节点发起的从 Wi－Fi 网络到 EV－DO 网络切换的一个顺序

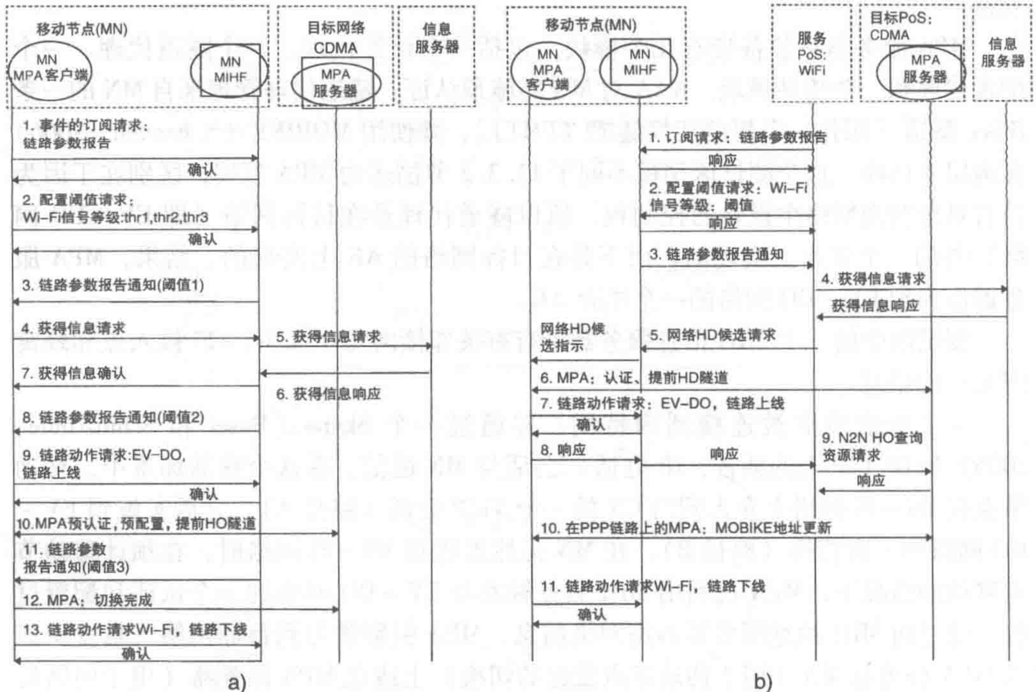


图 11.6　移动节点发起的切换和网络发起的切换

图。MN 最初连接到 Wi-Fi 网络，之后切换到 EV-DO 网络。步骤如下：

1）订阅请求。MPA 客户端首先订阅到 MIH_Link_Param_Report 事件，当 Wi-Fi 信号强度超过某个值时，该事件提供链路参数报告。

2）配置阈值请求。MPA 客户端使用一条 MIH_Link_Configure_Threshold 命令建立由三个 Wi-Fi 信号强度等级组成的一个集合（将触发各项通知）。一旦超过一个阈值水平，则 MIHF 将合适的通知传播到 MPA 客户端。

3）链路参数报告（阈值1）。当 MPA 客户端接收第一条事件通知（报告 Wi-Fi 信号强度超过第一个阈值）时，MPA 客户端为一次潜在的切换进行准备，并查询 MIH 信息服务器（步骤4 和步骤5），通过 MN 的当前服务网络查询可用的邻接网络。之后，信息服务器发送一条带有蜂窝网络可用信息的响应。（出于简洁性，不讨论步骤6 和步骤7）

8）链路参数报告（阈值2）。当信号强度进一步弱化且移动节点超过第二个阈值时，MPA 客户端接收一条事件通知，并开始设置蜂窝连接。

9）链路上线请求。MPA 客户端启动 EV-DO 接口，并使用 MIH_Link_Actions 命令的一条 EV-DO 连接。重要的是指出，如果要指派到 EV-DO 接口的 IP 地址可在步骤 10 中得到，这个步骤可在步骤 10 之后实施。但是，这项优化要求 EV-DO 网络支持 MPA。

10）MPA 提前切换。MPA 客户端通过服务 Wi - Fi 接口，启动预认证和预配置。

11）链路参数报告（阈值3）。当 MPA 客户端接收第三条链路参数报告事件通知，指明超过了第三个阈值，MPA 客户端通过一条 MOBIKE 地址更新完成切换操作（步骤12）。

13）链路下线请求。之后 MPA 客户端使用一条 MIH _ Link _ Actions 命令下线 Wi - Fi 接口。

11.3.6 采用 802.21 触发器的网络发起的切换

图 11.6b 给出从 Wi - Fi 网络到 EV - DO 网络的一次网络发起切换的一个顺序图。除了图 11.6a 中给出的实体外，使用 Wi - Fi 网络中称作服务 PoS（服务点）的一个新实体实现一次网络发起的切换。步骤如下：

1）订阅请求。服务 QoS 向 MN 订阅，得到一个 MIH _ Link _ Param _ Report 事件通知，当 Wi - Fi 信号强度超过一个给定值时，该通知提供链路参数报告。

2）配置阈值请求。服务 PoS 使用一条 MIH _ Link _ Configure _ Threshold 命令配置 Wi - Fi 信号强度等级，该信号将触发一条层 2 事件通知。一旦超过这个阈值等级，则使用 MIH 协议，提供远程事件服务，移动节点中的 MIHF 将传播合适的通知到 PoS。

3）链路参数报告。当服务 PoS 接收到事件通知，报告 Wi - Fi 信号强度已经超过指定的阈值，服务 PoS 向 MIH 信息服务器查询（步骤4）可用的邻接网络。之后，信息服务器报告蜂窝网络是可用的。

5）网络 HO 候选请求。服务 PoS 将一条 MIH _ Net _ HO _ Candidate _ Query 请求消息发送到移动节点，指明候选网络可用于切换。基于在步骤 4 中从信息服务器得到的信息选择候选网络。

6）MPA 预认证。一旦目标 PoS 已被选择，且认证服务器是已知的，则移动节点联系 MPA 服务器，并开始预认证，通过服务 Wi - Fi PoS 建立提前隧道。

7）上线请求。MPA 客户端像在 MIH _ Net _ HO _ Candidate 请求消息中指明的那样，使 EV - DO 接口上线，并使用一条 MIH _ Link _ Actions 命令建立一条 EV - DO 连接，验证蜂窝网络的可用性。

8）网络 HO 候选响应。一旦建立 EV - DO 连接，则 MPA 客户端以一条 MIH _ Net _ HO _ Candidate _ Query 响应消息做出反应，指明 EV - DO 网络作为候选网络。

9）网络到网络 HO 查询资源请求/响应。服务 PoS（Wi - Fi）向目标 PoS（CDMA）发送一条 N2N（网络到网络）_ HO _ Query _ Resource 请求消息，验证在提交切换之前目标 PoS 有（足够的）资源。一旦服务 PoS 得到一个正面响应，则它可提交实施切换。虽然 MIH 提供了一条命令，指明切换提交（即 MIH _ Net _ HO _Commit)，但像在切换提交指明的那样使用提前切换（步骤9）。

10）MPA 提前切换。MPA 客户端采用一条 MOBIKE 地址更新，完成切换操作。

11）链路下线请求。之后，MPA 客户端使用一条 MIH _ Link _ Actions 命令使 Wi - Fi 接口下线。

重要的是，MIH 切换准备和 MPA 预认证规程是在移动节点切换到目标网络之前完成的。下一节描述不同切换操作的时序。

11.3.7 切换准备时间

切换准备时间不会直接影响切换性能和用户体验。但是，移动节点准备切换所需的时间量取决于移动节点的移动速度（例如，步行或坐车）、蜂窝尺寸（例如，微蜂窝或宏蜂窝）和切换类型（例如，单接口或多接口）。一般而言，重要的是降低切换准备时间，使系统对网络特征方面的突然变化更具抑制能力。

试验测试床中的这项切换准备时间包括如下分量：

1）从链路层到 MIH 用户的链路层事件传播（即在一次 MN 发起切换情形中的一名本地 MIH 用户和网络发起切换中的一名远程 MIH 用户）。

2）查询信息服务器数据库。

3）MIHF 内部操作。

4）MPA 层 3 切换。

在试验中，测量操作 2）、3）和 4）执行的时间时延。当测量的时延是针对图 11.6 中所示网络发起切换场景中的不同 MIH 相关操作时，一些这样的测量也可应用到移动节点发起的切换场景。

表 11.2 ~ 表 11.5 给出针对上述每项操作测量的值。下面描述与每项这样的操作相关联的时延。

表 11.2 信息服务器中的处理时间

	测量号					
	1	2	3	4	5	平均
得到信息请求剖析/ms	3	3	4	4	5	3.8
从 MIHF 到 MIH 用户的传递指示/ms	2	10	2	3	2	3.8
查询处理/ms	5	29	5	25	6	14
得到信息响应组合/ms	3	2	4	3	2	2.8
得到信息响应发送/ms	2	1	1	5	2	2.2
在信息服务器中处理的总时间/ms						26.6

表 11.3 MIH 消息组合时间

测量点	消息类型	执行时间（平均值，最小值，最大值）/ms
MN	链路参数报告指示	1.6，0，2
服务 PoS	注册响应	4.4，3，8
服务 PoS	订阅请求	4.8，3，11
服务 PoS	得到信息请求	6.2，5，2
服务 PoS	网络 HO 候选请求	25.4，10，51
信息服务器	得到信息响应	2.8，2，3

表 11.4 MIH 消息剖析时间

测量点	消息类型	执行时间（平均值，最小值，最大值）/ms
MN	NET HO 候选查询请求	12.6，6，19
服务 PoS	订阅响应	12，7，17
服务 PoS	配置阈值响应	40.2，10，54
服务 PoS	链路参数报告指示	21.2，14，50
服务 PoS	得到信息响应	11.4，8，17
信息服务器	得到信息请求	3.8，3，5

表 11.5 MIHF 相关组件的时延

测量点	操作描述	执行时间/ms		
		最小值	平均值	最大值
MN	组合/传递链路参数报告指示	10	10.4	11
服务 PoS	接收/剖析/处理链路参数报告指示	20	28.8	53
服务 PoS	组合和发送得到信息请求	11	14.4	22
信息服务器	接收/剖析/处理得到信息请求	10	21.6	44
信息服务器	组合/发送得到信息响应	3	5	9
服务 PoS	接收/剖析/处理得到信息响应	10	20	28
服务 PoS	组合/发送网络 HO 候选请求	11	31.2	56
MN	接收/处理网络 HO 候选请求	8	15.2	22
总计		146.6		

1. 信息服务事务时延

测量信息服务器中的各项操作，这些操作构成与一条请求相关联的各项事务。这个序列开始时，接收一条 Get Information（得到信息）请求消息（包含一条信息

服务器查询)，结束时发送相应的响应。表 11.2 给出针对每项操作测量得到的 5 个值及其平均值。平均信息服务器事务执行时间是 26.6ms，下界为 13ms，上界为 53ms。

2. MIH 消息组合和剖析时延

取决于 MIH 消息类型，消息组合和剖析所用时间也许会发生变化。这取决于在每条消息中包括的 TLV 数量和 TLV 类型，后者确定其组合和剖析的复杂度。表 11.3 和表 11.4 分别给出与消息组合相关联的不同子操作和剖析时延所取的最小值、最大值和平均值。在计算切换准备时间中考虑了这些值。

3. MPA 触发的 MIH 性能

测量在网络发起切换场景中实施所发生的所有 MIH 相关操作所花费的时间，以初始切换触发器（即超过 MN 中的信号强度阈值，产生链路参数报告指示）开始，以触发 MPA 切换操作为结束。表 11.4 给出每项所指定操作执行时间 5 次测量的平均值及其相应的下界和上界。表 11.5 给出与每项 MIH 相关操作关联的时间关系。

为计算 MIH MPA 触发操作所需的总时间，需要增加如下网络传播时延：

1）MN 和服务 PoS 之间的往返传播时延（MN - PoS RTT）。

2）服务 PoS 和信息服务器之间的往返传播时延（PoS - IS RTT）。

在当前试验测试床中，使用 ping 消息估计这些时延，给出 ICMP 消息的往返时间值，MN - PoS RTT 为 1.5ms，PoS - IS RTT 为 0.3ms，在测试床环境中 MIH 触发 MPA 的时间为 148.4ms。

为估计一个真实网络的性能，针对一个真实网络环境，可调节这些往返传播时延。因为一个 MN 及其服务 PoS 是相对比较接近的，所以估计它们的往返传播时延 MN - PoS RTT 为 5ms。因为 PoS 和信息服务器通常位于网络骨干，将由数个网络分段跳分开，所以估计服务 PoS 和信息服务器之间的往返传播时延 PoS - IS RTT 为 30ms。由此，在一个真实网络中，MIH 触发 MPA 预认证和切换所花费的时间将近似为 146.6ms + 5ms（MN - PoS RTT）+ 30ms（PoS - IS RTT）= 181.6ms。这个时间没有包括从链路层到 MIHF 的链路事件传播时间，也没有测量这个时间。

4. 由 MPA 操作造成的时延

MPA 相关的时延可归为几个因素，例如由预认证、建立提前切换隧道和发送数据重定向的绑定更新等导致的试验。在当前测试床中，测量这些组件的时延。如图 11.6 所示，预认证和提前隧道建立发生在 PPP 链路建立之前。另外，这两项操作可与 PPP 配置操作并行地发生，用时高达 5s。测量表明，完整的预认证操作花费大约 2175ms。这个时间时延由几个因素组成，例如与 EAP - GPSK（扩展认证协议—通用预共享密钥）相关联的 4 个往返信号、在认证服务器处产生密钥以及在终端主机处的消息处理时延。测量得到的提前切换隧道的建立时间是 4730ms，这包括在 ESP 模式中建立一条 IPSec 隧道的 IKE 握手时间和初始 MOBIKE 信令交换时

间。这两项操作是在以前网络中的 Wi-Fi 接口上发生的。MPA 操作中的最后一步是绑定更新，是使用 MOBIKE 地址更新实施的。为在一条 PPP 链路上完成往返 MOBIKE 信令，花费大约 400ms。

在一个真实网络中触发一项 MPA 操作之前的 MIH 切换准备时间，估计要小于 200ms，这少于 MPA 预认证规程花费时间的 10%。为支持 MPA 操作和切换规程的正确时间关系，这似乎是一个令人满意的时间。

通过改进查询执行时间、消息组合时间和消息剖析时间，可改进信息服务器事务时延和 MIHF 性能。

11.4 IP 多媒体子系统中的切换优化

在本节描述设计的一些提前优化技术如何能够改进 IMS（IP 多媒体子系统）中的切换性能，其中的做法是降低分组丢失和切换时延。构造了一个完整的试验原型 IMS 系统，为说明路由优化技术，在第6章中作了简短描述。下面展示说明切换时延是如何降低的，此时通过在两个邻接网络中各附接点之间传递安全语境，提前实施安全关联。这个特定系统没有优化层2和层3相关的操作，而仅将焦点放在安全关联的优化方面。在这项工作（Dutta 等，2007d）发布之后不久，3GPP 产生了一个新的工作组，称作多媒体会话连续性（MMSC）组，并产出一项技术规范（3GPP，2008），定义了几个不同场景，其中针对一个 IMS 环境中的多媒体流量，支持快速切换。图 6.43 给出试验测试床，对这些优化技术进行了试验。

11.4.1 非优化的切换模式

在非优化模式的操作中，每次移动节点移动到新网络时，在中介服务器处创建一个新的呼叫语境。一个呼叫语境由呼叫数据记录和与一条特定呼叫相关联的媒体参数组成。在切换期间，像在前面第3章中描述的那样，MN 完成层2和层3中所有的切换功能。具体而言，在 MN 建立到新网络的 PPP 接入之后，它实施 MIP 绑定，之后通过 DHCP 得到服务器配置信息。之后，实施 SIP 相关的切换功能，使用 AKA（认证和密钥协议）规程，开始 SIP 预注册和安全的重新建立。如果在一个活跃会话期间，MN 移动，则实施会话维护，并传输一条加密的 SIP re-INVITE 消息，该消息携带正在进行会话的 SDP 描述。在接收到这条消息时，P-CSCF（中介呼叫会话控制功能）为同一个移动节点创建一个新的呼叫语境，并在拜访网络上与 PDSN（分组数据服务节点）交互通信，支持流量（传输）。重要的是指出，这里移动绑定是由移动 IP 处理的，为在 P-CSCF 中创建呼叫语境，使用 SIP re-INVITE。该语境由呼叫数据记录（CDR）以及媒体的其他带宽相关和端口相关信息。在 P-CSCF 处一个呼叫语境的成功创建导致在新接入网络中媒体的恢复（传输）。非优化工作模式的消息流程如图 11.7 所示。

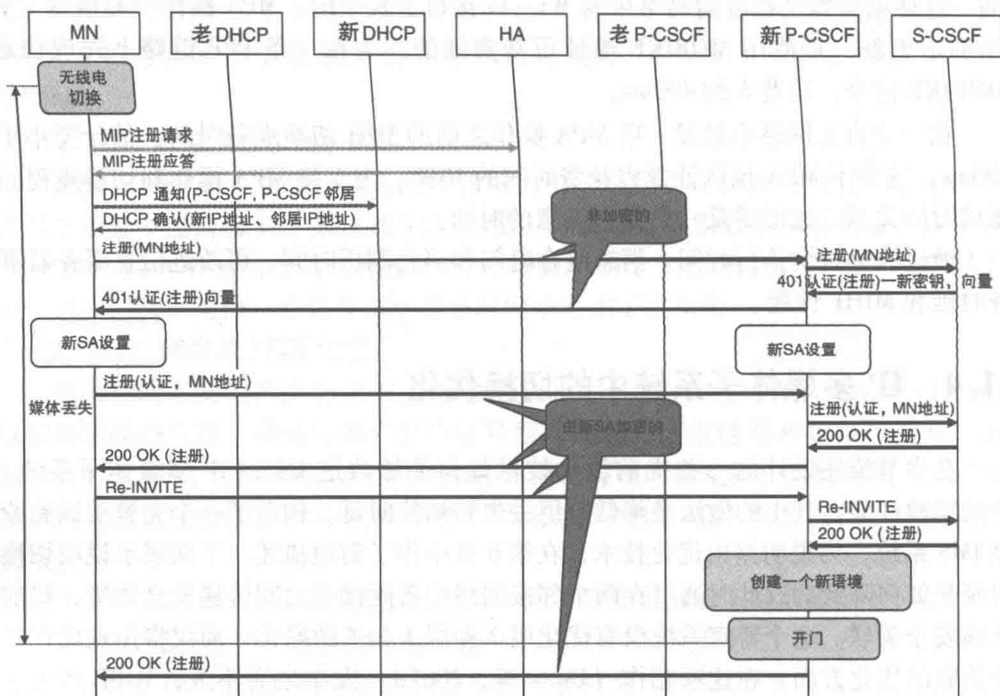


图 11.7 IMS 中非优化切换的呼叫流程

11.4.2 对反应式语境传递的优化

在反应式操作模式中，像在非优化模式中一样，发生所有层 2 和层 3 相关操作。详细的消息流程在图 11.8 中给出。从与图 11.7（非优化模式）的比较，可明显看出这两种工作模式的区别。

特别地，会话维护信息消息，例如携带活跃会话 SDP 描述的一条 re – INVITE，在语境创建中不扮演任何角色，由此不影响媒体切换时延。在新的拜访网络的 P – CSCF 中创建的语境是从老的拜访网络的 P – CSCF 传递过来的。这种方法的目的是降低切换时延，做法是在切换之后消除对会话维护消息（re – INVITE 和 200 OK）的依赖。为在 P – CSCF 即外发 SIP 中介处创建语境，要实施会话维护。

在无线电切换完成和在新网络中完成 PPP 连接之后，MN 实施 MIP 绑定，并使用 DHCP 得到所要求的配置信息。之后 MN 通过新 P – CSCF 产生一条 SIP REGISTER 消息。当这条消息到达 S – CSCF（服务呼叫会话控制功能）时，S – CSCF 通知老 P – CSCF，它应该将活跃会话的语境传递到新 P – CSCF。此时，老 P – CSCF 将语境传递到新 P – CSCF，并在新网络的新 P – CSCF 处创建该语境。在通过 MN 和新 P – CSCF 之间的 AKA 建立安全联盟之后，在 PDSN 处支持媒体流量，并恢复

会话。

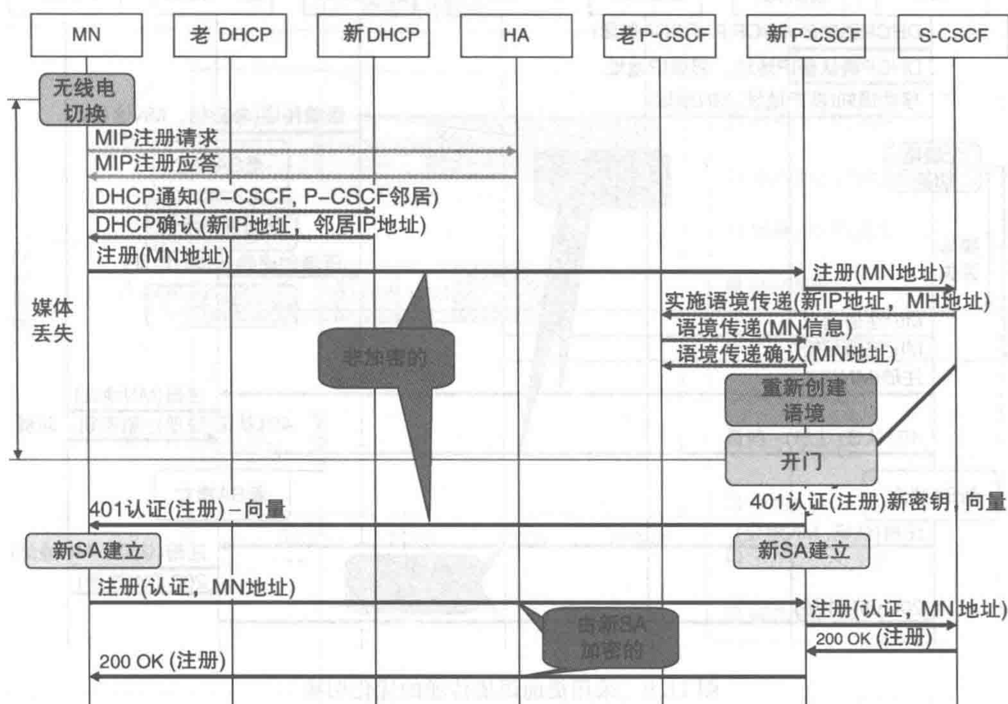


图 11.8　采用反应式语境传递的优化切换

11.4.3　带有提前安全语境传递的优化

切换的提前模式，相比反应式模式，将由安全关联和语境创建导致的时延最小化，由此相比反应式模式，进一步降低了媒体中断。在这种模式中，当 MN 仍然在老网络中时，完成在新 IMS 网络中的语境创建和与新 P－CSCF 的安全关联。当移动节点在以前网络中时，这项技术与邻接 P－CSCF 的提前发现一起作用。如在第6章中讨论的，承载商可使用信息服务发现方法（如 IEEE 802.21 或 IEEE 802.11u）得到有关邻接网络和服务器的详细信息。

图 11.9 给出提前切换的详细消息流程。在 MN 的层 2 切换之前，当移动节点仍然在老网络中时，提前完成一些切换功能（如服务器发现和安全关联的建立）。具体而言，利用一条 DHCP INFORM 消息，MN 从邻接 IMS 网络获取 P－CSCF 的地址。

在这种情形中，DHCP 服务器被增强带有将有关邻接网络中 SIP 服务器的信息。在 MN 识别出它可能移动到的新邻接网络之后，它将新 P－CSCF 之地址的信息通知当前的 P－CSCF。当前 P－CSCF 将活跃会话的语境（如 SDP 参数和 CDR 参数）传递新 P－CSCF。类似地，当移动即将发生时，移动一点发送一条 Move _ No-

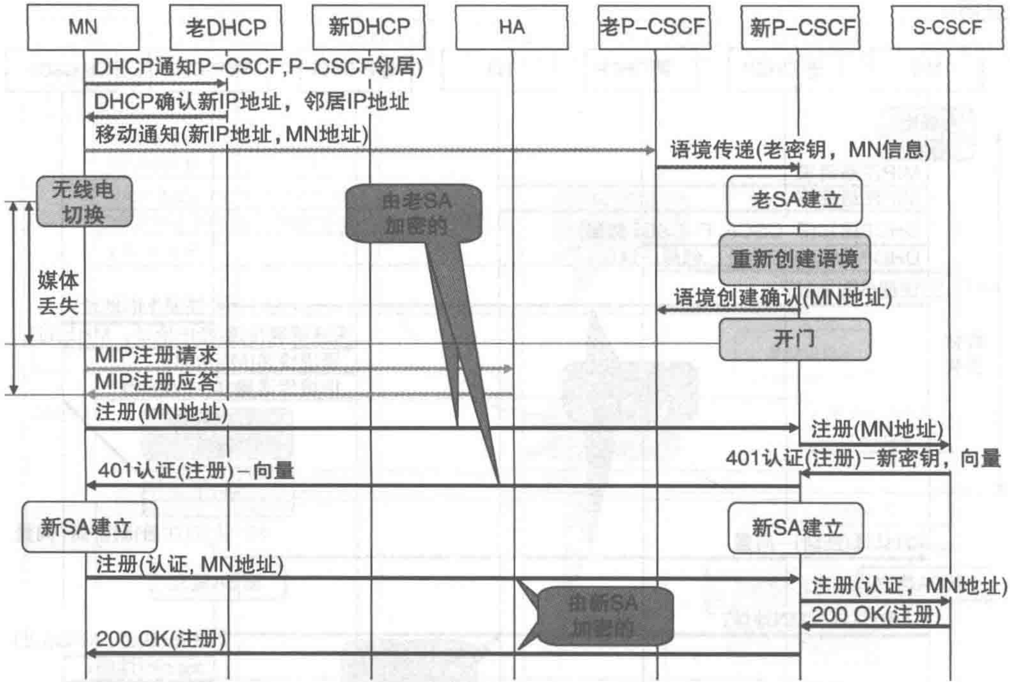


图 11.9 采用提前语境传递的优化切换

tify 消息到 S-CSCF，在新 P-CSCF 和移动节点之间建立一条新的安全关联。这种机制通过在切换期间创建一个临时 AKA，提前将安全语境从当前 P-CSCF 传递到新 P-CSCF，实施一项提前 AKA 操作。在移动节点移动到新网络之后，它实施正常的 AKA 规程。由此，即使移动节点移动之前，新 PDSN 也支持特定的移动节点的媒体。在移动节点在新网络中重新建立连接并完成 MIP 操作之后，媒体继续流动，消除了由 AKA 规程和语境创建导致的时延。移动节点的 SIP 相关信令，如 re-REGISTER 或 re-INVITE，在这里不影响媒体切换时延。在新网络中的重新注册有助于刷新临时 AKA（在以前网络中建立的）。

基于图 11.8 和图 11.9 中的消息流程，明显的是，这些提前切换技术降低了典型由安全关联重新建立所导致的切换时延。下一节比较每项切换操作的结果。

11.4.4 性能结果

本项性能分析的焦点是，相比其他两项切换技术（即非优化模式和反应式模式），重点突出提前安全关联的相对有效性方面。在图 11.10 中，画出与不同切换相关功能关联的时延，这些功能产生这三种切换场景中的切换时延。

平均而言，在提前机制中，移动节点遇到 3666ms 的时延；在反应式安全关联机制中，遇到 9685ms 的时延；在非优化切换中，遇到 12526ms 的时延。丢失的分

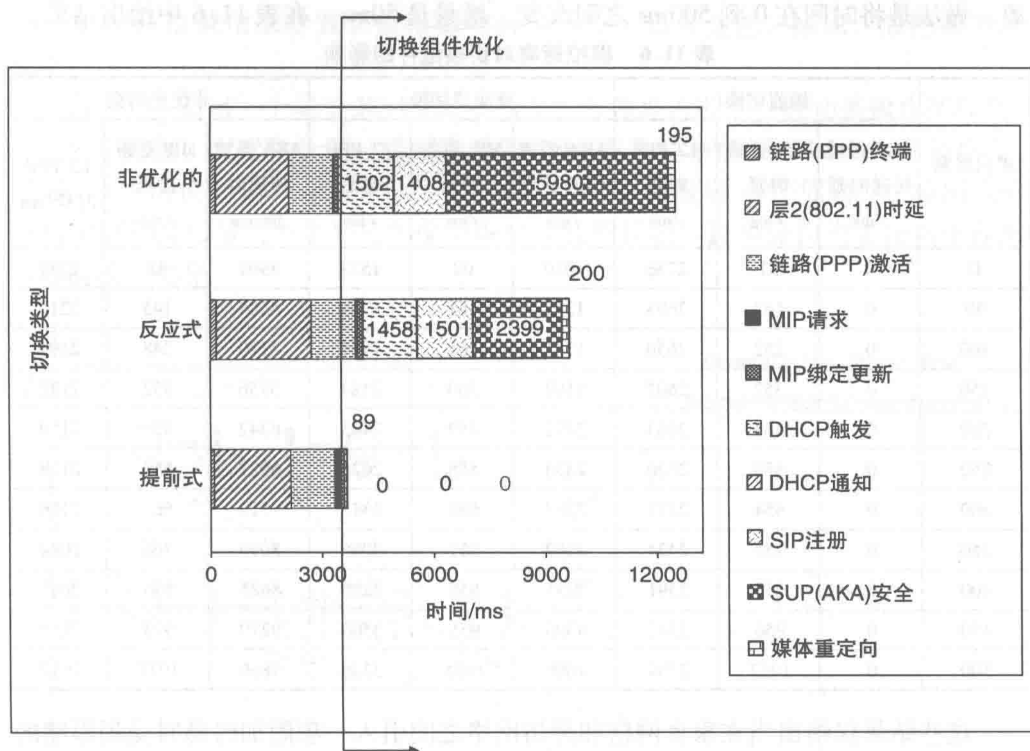


图 11.10 优化的切换组件比较

组数正比于切换时延，并取决于分组产生速率。

整体切换时延由不同操作导致的时延组成，如层 2 配置、层 3 配置、绑定更新、注册、安全关联和媒体重定向。相比反应式情形和非优化情形，明显的是，提前切换不产生由基于 DHCP 服务器发现、语境传递或基于 SIP 的安全关联所导致的任何时延。另外，非优化情形遇到基于 SIP 安全关联和语境创建阶段期间附加信令消息所导致的最大时延。在所有三个切换场景中，层 2 切换时延、PPPoE（以太网上的 PPP）访问时延和 MIP 绑定时延保持相同。在反应式切换情形中，除层 2 时延外，时延的绝大部分来源于 SIP 注册、安全关联和语境传递过程。

因为针对移动性，使用移动 IPv4，所以这些结果包括固有的三角路由时延，如果应用在第 6 章中所述的路由缓解技术，则可进一步降低时延。因为移动协议避免三角路由，所以诸如 MIPv6 和基于 SIP 的移动性等移动协议，可导致较小的绑定更新时延。因为反应式情形需要采用附加 re - INVITE 信令创建语境，相比该情形，在非优化情形中，语境传递和安全关联所需的 SIP 相关信令导致一个附加的切换时间。

为得到在一个真实部署场景中这些优化技术影响的深入理解，使用一个 NIST 时延仿真器（Carson 和 Santay，2003），并改变家乡网络和拜访网络之间的仿真距

离，做法是将时间在0到500ms之间改变，增量是50ms。在表11.6中给出结果。

表11.6 模拟距离对切换组件的影响

单向时延	提前切换			反应式切换			非优化切换		
	AKA语境传递时延/ms	MIP更新时延/ms	L2 PPP时延/ms	AKA语境传递时延/ms	MIP更新时延/ms	L2 PPP时延/ms	AKA语境传递时延/ms	MIP更新时延/ms	L2 PPP时延/ms
0	0	51	2736	1010	62	1523	3999	41	2239
50	0	152	2693	1375	161	1744	4584	145	2217
100	0	252	2650	1741	261	1964	5170	248	2194
150	0	352	2607	2107	360	2184	5756	352	2172
200	0	453	2563	2472	459	2405	6342	455	2150
250	0	553	2520	2838	558	2625	6927	559	2128
300	0	654	2477	3203	658	2845	7513	663	2106
350	0	755	2434	3569	757	3066	8099	766	2084
400	0	855	2391	3935	856	3286	8685	870	2061
450	0	956	2347	4300	955	3506	9270	973	2039
500	0	1057	2304	4666	1055	3726	9856	1077	2017

这些结果仅给出当在家乡网络和拜访网络之间引入一项附加时延时受到影响的组件。从分析看，明显的是，因为层2和层3配置不介入到家乡网络，所以与之有关的时延不会受到一项附加仿真时延的影响。当家乡网络和拜访网络之间的仿真距离增加时，在所有三种情形中，由移动IP绑定更新导致的时延增加，但在非优化和反应式切换的情形中，对于基于SIP安全关联，在时延方面存在适量增加。在提前切换的情形中，附加网络传输时延对与SIP、AKA和语境传递有关的切换时延组件没有任何影响。在提前情形中的附加切换时延仅由增加的MIP更新时延产生。

11.5 使用基于Petri网模型的系统验证

本节介绍用于在第6章所述一些优化技术的基于Petri网的模型。描述将一个基于MATLAB的Petri网工具（Matcovschi等，2003）应用于对第3章中所述一些切换功能的建模，采用基于Petri网的行为分析模型的方式验证优化技术，并采用周期时间和Floyd算法来评估系统性能。之后评估用于一些切换操作的三种不同调度技术，并应用周期时间和Floyd算法方法来验证系统性能。通过实施一项可达性和矩阵分析，也说明某些转换序列如何导致死锁。

11.5.1 切换功能的基于MATLAB的建模

本节描述由多项切换功能的基于MATLAB的建模得到的结果。基于MATLAB

的 Petri 网模型被用来研究切换模型的行为性质，如可达性、标识、活性和系统性能。

图 11.11 给出一个基于 MATLAB 的模型，形象地说明了一些切换操作的序列，即发现、附接、配置和认证。这幅图是图 4.14 所示模型的 MATLAB 的等价模型。图 11.11 中的位置 p13、p14 和 p15 分别代表能量、带宽和 CPU 周期。这幅图也给出与 MATLAB 模型所产生的这个模型集相关联的标识。这些标识代表切换事件逐步骤的执行情况。

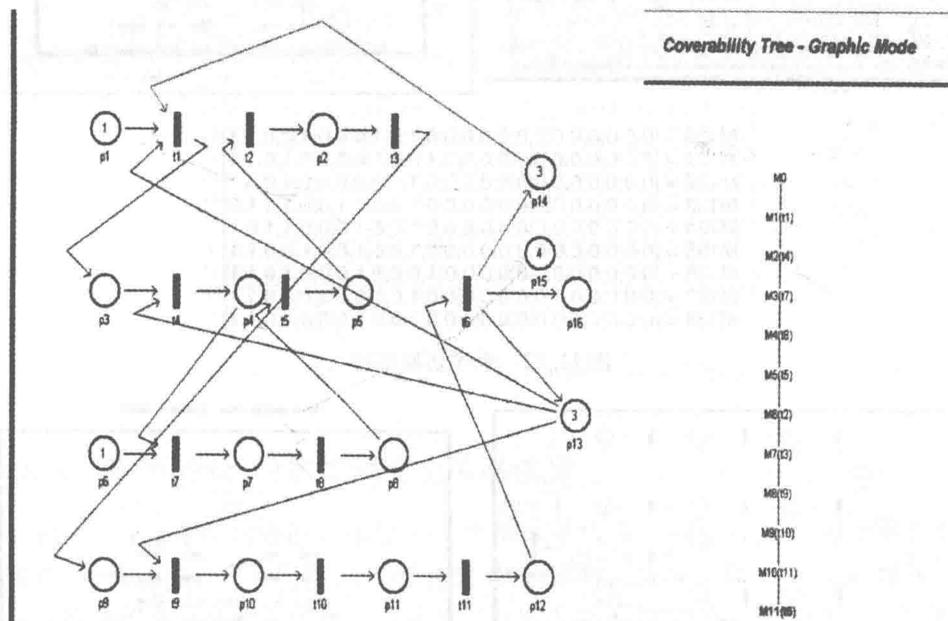
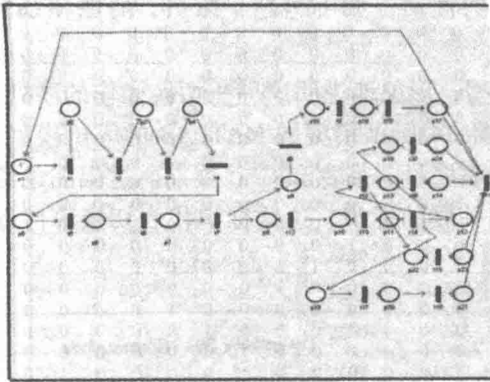
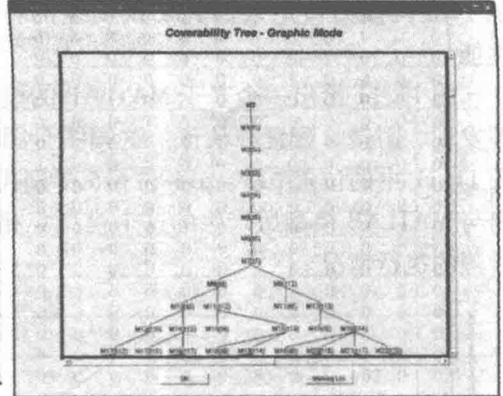


图 11.11 四项切换功能的基于 MATLAB 的模型

图 11.12、图 11.13 和图 11.14 分别形象地给出图 4.16、图 4.19 和图 4.20 所示的三个不同切换序列的基于 MATLAB 的模型。这些模型形象地给出由基于 MATLAB 的 Petri 网工具得到的覆盖树和标识。图 11.12 给出顺序切换操作的基于 MATLAB 的模型、可达树和相应标识。图 11.13 给出说明并行安全和扫描操作的一个切换模型和参数。图 11.14 给出一个切换事件的基于 MATLAB 的模型，其中并行地实施安全、L2 发现和 L3 发现操作。矩阵 $\boldsymbol{A}_{\mathrm{i}}$、$\boldsymbol{A}_{\mathrm{o}}$ 和 $\boldsymbol{A}$ 分别代表图 11.12 所示 Petri 网切换模型的输入、输出和关联矩阵。这些矩阵是从基于 MATLAB 的 Petri 网模型得到的。图 11.15 给出这些矩阵的基于 MATLAB 的快照。

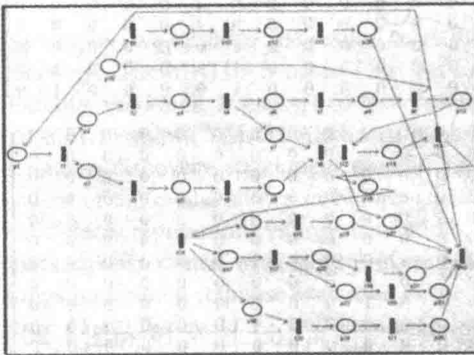
如在第 4 章所讨论的，可使用一种矩阵分析的方法，由这些矩阵得到切换功能的多项行为性质。在 11.6 节讨论一些这样的行为性质。

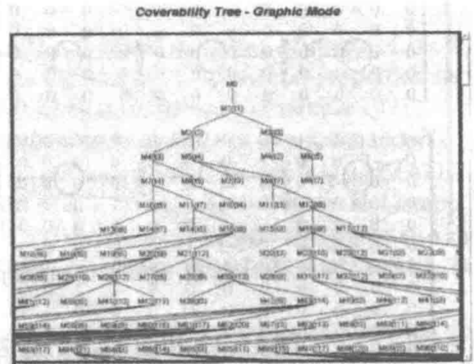




M130 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0,0,0,1,0,0,1,1]
M131 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,1,0,0,0,0,1,0,1,1]
M132 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,0,0,0,1,0,1,1]
M133 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,1,1,0,0,1,0,1,0]
M134 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,1,0,0,0,1,1,0,1]
M135 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,1,0,0,1,0,0,1,1]
M136 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,0,1,0,0,0,1,0,1,1]
M137 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0,0,0,0,1,0,1,1]
M138 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,1,0,0,0,1,0,1,1]

图 11. 12　顺序切换序列





M529 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0,1,0,1,0,1]
M530 = [0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0,1,1,0,1,0]
M531 = [0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,1,0,0,1,1,0]
M532 = [0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,1,0,1,1,0]
M533 = [0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,0,0,0,0,1,0,0,0,0,1,0,1,0,1,1,0]
M534 = [0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,0,1,0,0,0,0,0,1,0,1,0,1,0,1,0,0]
M535 = [0,0,0,0,1,0,1,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0,1,0,1,1,0]
M536 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0,1,1,0,1,1]
M537 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,1,0,0,1,1,1]
M538 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,1,0,1,1,1]
M539 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,0,0,1,0,1,0,1,1,1]
M540 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,0,0,0,1,0,1,0,1,0,1,0,1]
M541 = [0,0,0,0,0,0,1,1,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0,1,0,1,1,0]
M542 = [0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0,1,0,1,1,1]

图 11. 13　并发安全和扫描操作

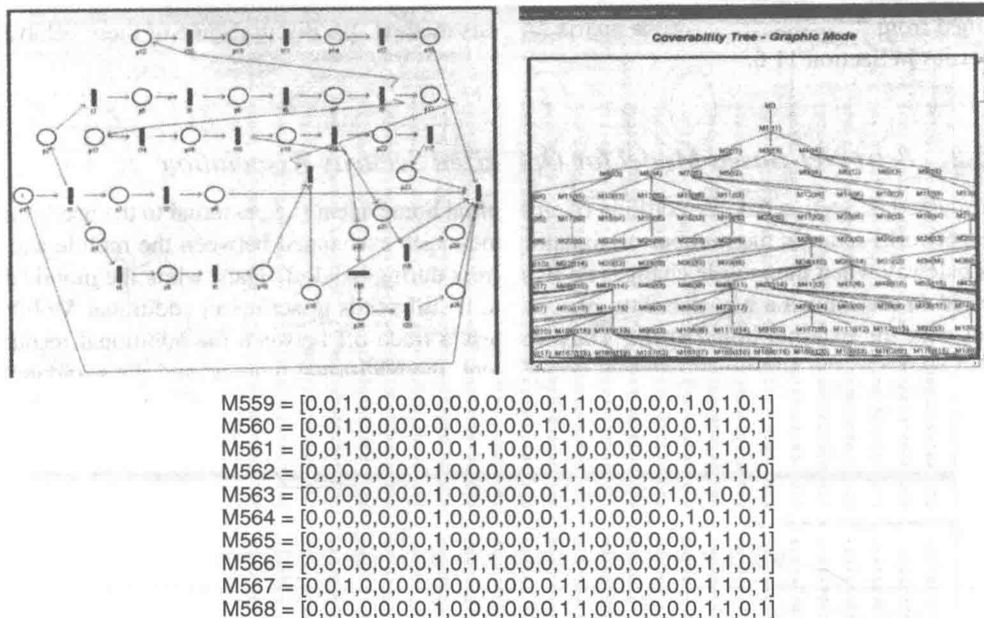


图 11.14 并发安全、L2 发现和 L3 发现操作

11.5.2 基于 Petri 网的优化安全关联模型

如在 6.4 节中所讨论的，添加一个外部家乡代理（即处在用户的企业网络的外部），当移动节点在切换期间改变它的 IP 地址时，减少了移动节点和 VPN 网关之间交换的信令消息数。由此，当移动节点不需要重新建立一条新的安全关联时，它仍然需要与外部家乡代理建立一条附加的移动 IP 隧道。由此，在所需附加资源（由附加的外部家乡代理导致的）、附加隧道和避免额外信令（由安全关联的重新建立导致的）之间存在一项折中。

图 11.16 给出与两种情形相关联的协议流程。一种情形中，移动节点需要重新建立安全关联，另一种情形中，移动节点不需要重新建立安全关联，但代价是一个附加的外部家乡代理。图 11.16a 所示的网元 i - HA 是内部家乡代理，并驻留在移动节点的企业网络内部；图 11.16b 所示的网元 x - HA 是外部家乡代理。为这两个系统（一个系统带有外部家乡代理，另一个系统没有外部家乡代理）得到 Petri 网模型，并基于试验结果评估每个系统的系统性能。

图 11.17 给出对应于图 11.16 所示两个场景呼叫流程的 Petri 网模型。6.4 节给出了相关的试验结果，并重点讨论了当引入一个外部家乡代理作为一个锚点代理来辅助维护安全关联（即使当 IP 地址改变时也如此）时，如何降低时延和分组丢失。在 6.4 节描述试验结果，将优化的方法与非优化的方法进行了比较。表 11.7

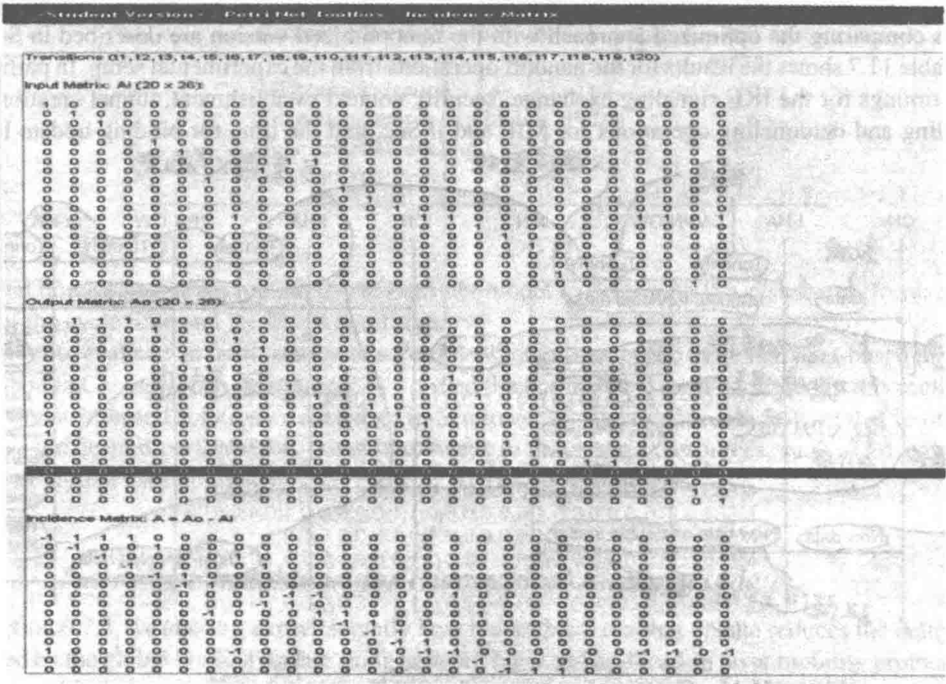


图 11.15 输入、输出和关联矩阵

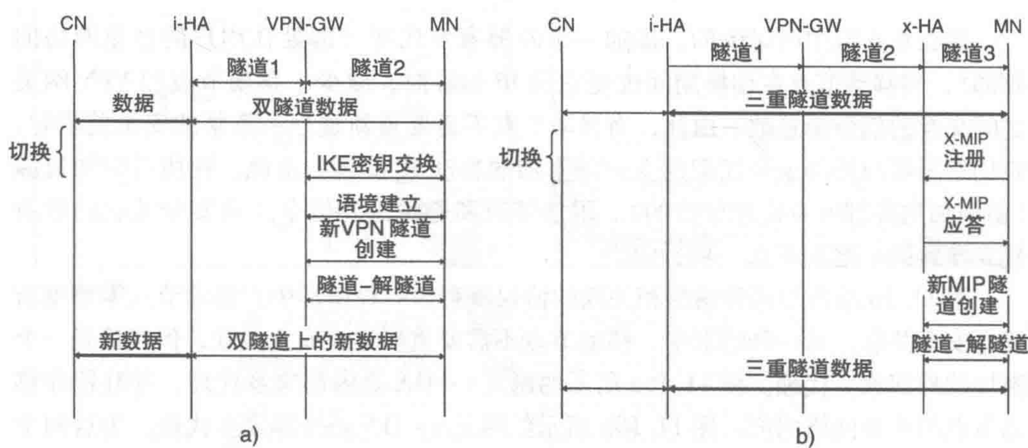


图 11.16 采用一个外部家乡代理和不采用一个家乡代理时的安全关联

给出由试验设置得到的切换操作的结果。特别地，IKE 信令交换、安全语境建立、隧道创建、MIP 和 IPSec 的打隧道和拆除隧道操作等的这些时间关系，以及外部家乡代理的绑定更新的时间关系，都被应用到 Petri 网模型，采用周期时间和 Floyd 算法确定系统性能。

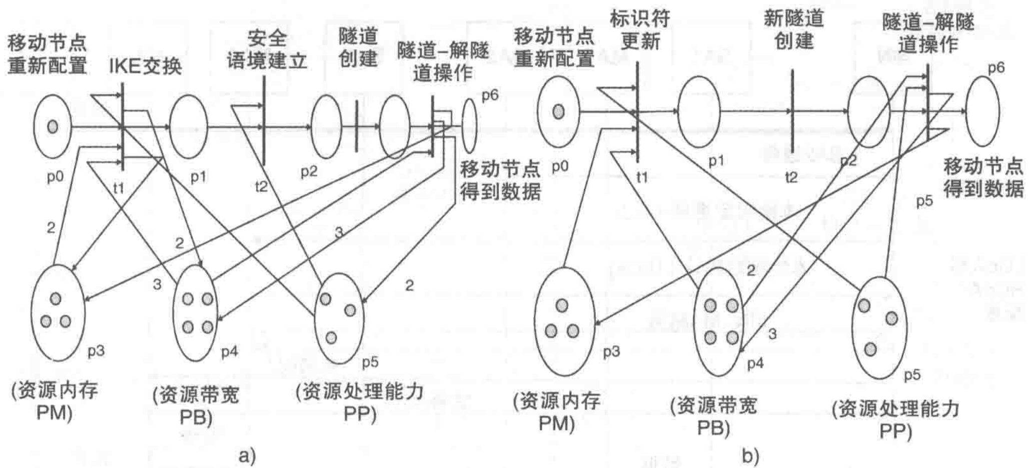


图 11.17　安全关联的 Petri 网模型

表 11.7　采用 x－HA 在切换期间安全关联的时间关系

变换	切换操作	操作所用时间/ms
t1	IKE 交换	30
t2	安全语境建立	400
t3	VPN 隧道创建	6000
t4	MIP 隧道创建	10
t5	打隧道/拆除隧道移动 IP 数据	5
t6	打隧道/拆除隧道 VPN 数据	60
t7	外部 MIP 更新	300

为评估一个 Petri 网系统的一项优化，可应用第 4 章描述的三种基于 Petri 网方法中的任何一种方法。通过使用 4.10 节中所述的一个基于矩阵的解，验证在本节中所述的优化系统。结果表明，为取得期望的性能，系统需要利用更多资源，如一个附加的家乡代理（由于三重封装，它用到更多资源）。

11.5.3　基于 Petri 网的层次结构绑定更新模型

6.7.3 节以试验方法说明了层次结构绑定更新如何降低由全局绑定更新导致的时延（其中使用网络层和应用层移动协议）。为做到这一点，引入比较靠近移动节点的一个附加锚点，它处理层次结构绑定更新。下面介绍一个等价的 Petri 网模型，展示说明层次结构绑定更新机制。通过使用基于周期时间的方法和 Floyd 算法，可开发基于矩阵的分析方法，评估系统性能。图 11.18 给出域间和域内绑定更新的通信流程，图 11.19 给出相应的 Petri 网模型。

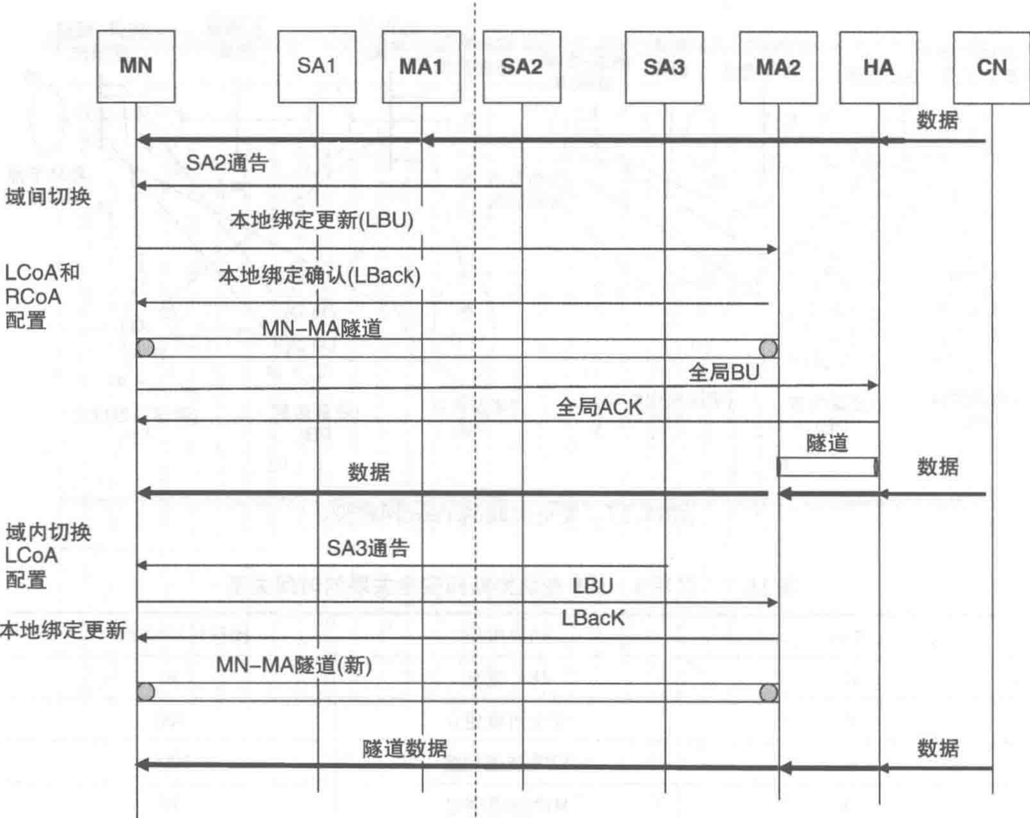


图 11.18　层次结构移动管理的流程

11.5.4　基于 Petri 网的在途数据媒体重定向模型

6.8 节以试验方式展示说明了通过使用不同的优化技术，如何能够降低由媒体重定向时延导致的分组丢失。图 11.20 给出这些优化技术之一即基于移动中介的方法（Hsieh 等，2003a）的一个等价 Petri 网模型。就诸如活性和死锁性质等方面，这个模型也使我们验证这项优化技术的正确性，并评估系统性能。

11.5.5　基于 Petri 网的优化配置模型

如第 6 章所述，重复地址检测（DAD）过程花费层 3 配置期间的大部分时间。第 6 章也描述降低 DAD 过程所花费的时间。使用 Petri 网验证一个特定的优化机制（Dutta 等，2006b），其中重复地址检测是在层 3 标识符获取阶段实施的。这个特定的机制消除邻居发现过程所花费的时间，这个过程经常是在获得地址之后由客户端实施的。但是，这种机制为服务器或路由器添加了额外负担，原因是这个中间网络实体（即服务器或路由器）需要收集有关当前正在使用的地址信息（这些地址中的一些地址可能是静态配置的，一些可能是使用 DHCP 配置的），网络也要求附加

在MA处
解封装/封装
本地配置
MN-MA
隧道创建
本地绑定
更新
在MA处
解封装/封装
HA-MA
打隧道
移动节
点认证
全局配置
MA-MN
打隧道
MA-HA
隧道创建
全局
绑定更新

a) 域间切换

本地配置
本地绑定
更新
MN-MA
隧道创建
MA
打隧道
在移动节点处的
解封装
移动节
点认证
移动节点接收
数据

b) 域内切换

图 11.19　域内和域间绑定更新的 Petri 网模型

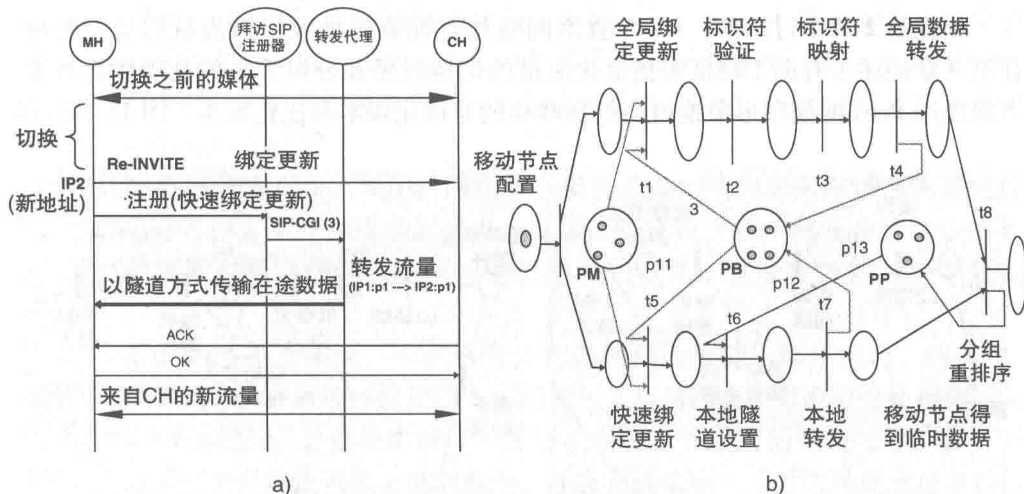


图 11.20　媒体转发的 Petri 网模型

的带宽（由服务器的周期性组播通告造成的，该通告携带已经在网络中使用的地址）。使用的特定模型具有验证这项优化技术是无死锁的能力，而且在附加资源的代价下降低 DAD 过程的时间。如果没有足够的系统资源即带宽、内存和 CPU 周

期，那么在一些这样的操作期间将出现死锁。图 11.21a 给出优化 DAD 机制的协议流程，图 11.21b 给出相关联的 Petri 网模型。

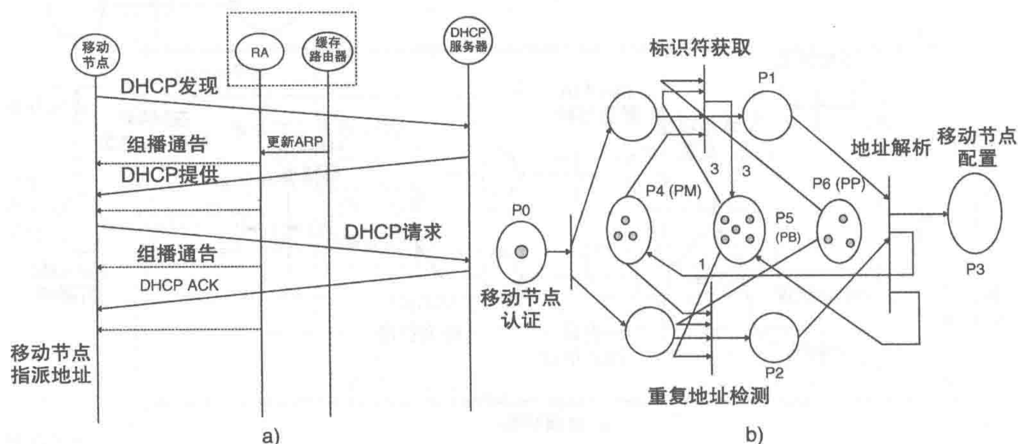


图 11.21 优化 DAD 的 Petri 网模型

类似地，可为第 6 章中讨论的任意优化技术导出等价的 Petri 网模型。之后，使用在第 4 章中描述的任何方法，可使用这些 Petri 网模型推导优化系统的系统性能和行为性质。

11.5.6 基于 Petri 网的组播移动模型

如在第 2 章中讨论的，IGMP 查询间隔和查询响应导致组播流量的切换时延。在第 9 章描述了有助于降低组播流化流量的切换时延和分组丢失的几项优化技术。下面使用 Petri 网模型形象地说明组播移动的非优化版本和优化版本。图 11.22a 给

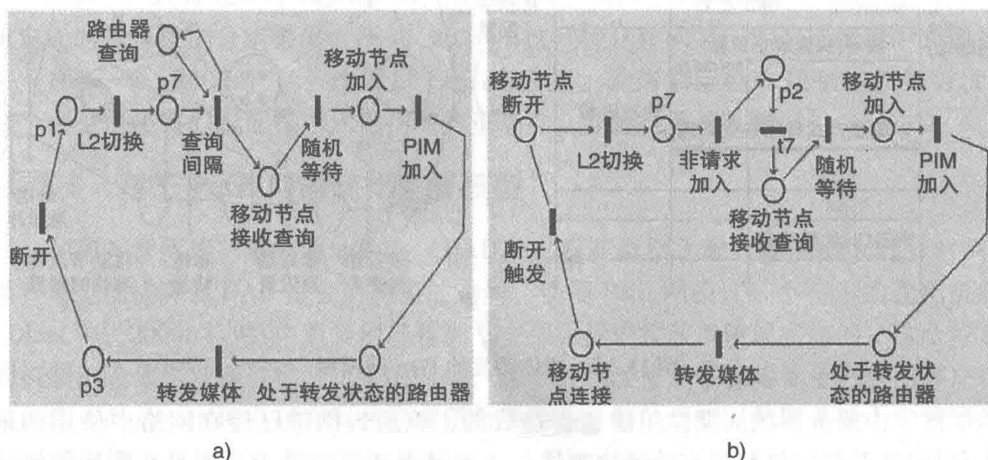


图 11.22 组播移动的 Petri 网模型

出移动节点的连接是如何被延迟的，原因是由IGMP路由器查询间隔产生的触发时延。另外，图11.22b给出一条非请求IGMP加入如何帮助降低切换期间的加入延迟。

11.6 调度切换操作

本节形象地说明可调度一些不同方式（其中一些原语切换操作在第3章中做了描述），并针对三种不同调度即顺序、并发和提前调度，评估整体系统性能。可使用一个时间Petri网形象地说明这些调度切换操作方式。一种基本方法是为Petri网模型的可达树中的一种最优或近似最优调度，使用一种启发式搜索。调度技术可帮助推导优化性能指标的特定调度法，如某些系统资源约束下的切换时延。资源约束可定义为系统资源上的限制，超过这个限制，由于缺乏资源，一项切换操作将失败。

一项切换操作的调度需要考虑到下面的通用指导原则：

1）所要求的系统性能指标（如切换时延和分组丢失）通常是在资源约束下取得的，这些约束即对电池功率、CPU周期和可用信道资源（实际的用户带宽）上的限制。由此，认为由一种特定调度取得的最小周期时间等价于最大系统性能。

2）一次切换调度不应遇到一个死锁条件，在死锁中，由于以前操作的数据不可用或缺乏资源，导致一项特定操作不能进行。

3）为支持最大程度的灵活性，需要对资源和事件间的优先关系进行建模。由此，Petri网模型取决于所需的资源和优先关系图。Van Brussel等（1993）形象地说明FMS（敏捷制造系统）中的调度如何受到资源限制和事件间优先关系的影响。一项切换操作期间切换事件间的数据依赖关系和系统中资源的可用性可确定切换相关操作间可能的并行程度。

在这些Petri网模型中，周期时间代表一项切换操作期间资源约束下的系统性能，由此可被看作系统整体效率的代表。但是，各过程（这个移动事件的组成部分）执行的调度在确定任何切换事件的周期时间和系统性能方面扮演一个重要角色。

一个基于Petri网的模型，可被用来分析各种移动事件，如子网内、技术内、子网间和技术间切换。通过将优化技术应用到广义移动模型，可推导得到相应的基于Petri网的优化模型。这些技术可以一种层次结构方式应用到切换过程的每个子过程。在本节，主要基于调度事件的顺序、并发和提前模式，对切换优化技术进行分类，并在Petri网中对这些技术建模。取决于调度技术的类型，在一项特定操作期间消耗的系统资源将随时间而改变。虽然相比提前操作或并发操作，顺序切换操作花费更多时间，但使用并发或提前操作的优化模型，在切换时段期间将需要使用更多的瞬时资源。瞬时资源可被定义为这些操作发生时使用的峰值带宽、电池功率

或 CPU 周期数。

为实施不同操作序列的一项性能分析，最初考虑两项切换相关的操作，即发现和认证。将三种不同的调度机制应用到调度这两项切换相关的操作，并研究整体性能。图 11.23、图 11.24 和图 11.25 分别说明 IEEE 802.11 环境中的这两项特定切换操作，如何分别使用顺序、并发和提前优化技术在一个 Petri 网模型中加以表示。通过比较这些切换方法的切换性能（周期时间）和资源利用率（标识数），得到最优的系统性能。在 Dutta 等（2007c）和 Dutta 等（2009）中描述了基于 Petri 网的切换分析，并评估了不同调度方案对切换过程的影响。

11.6.1 顺序调度

图 11.23 给出一个 Petri 网模型，它代表当顺序执行发现相关操作和认证相关操作时的状态转换。如第 4 章所述，在切换操作期间使用的资源表示为标识。每种类型操作所需的标识数是变化的，取决于每项这样的操作期间所需的资源总量。

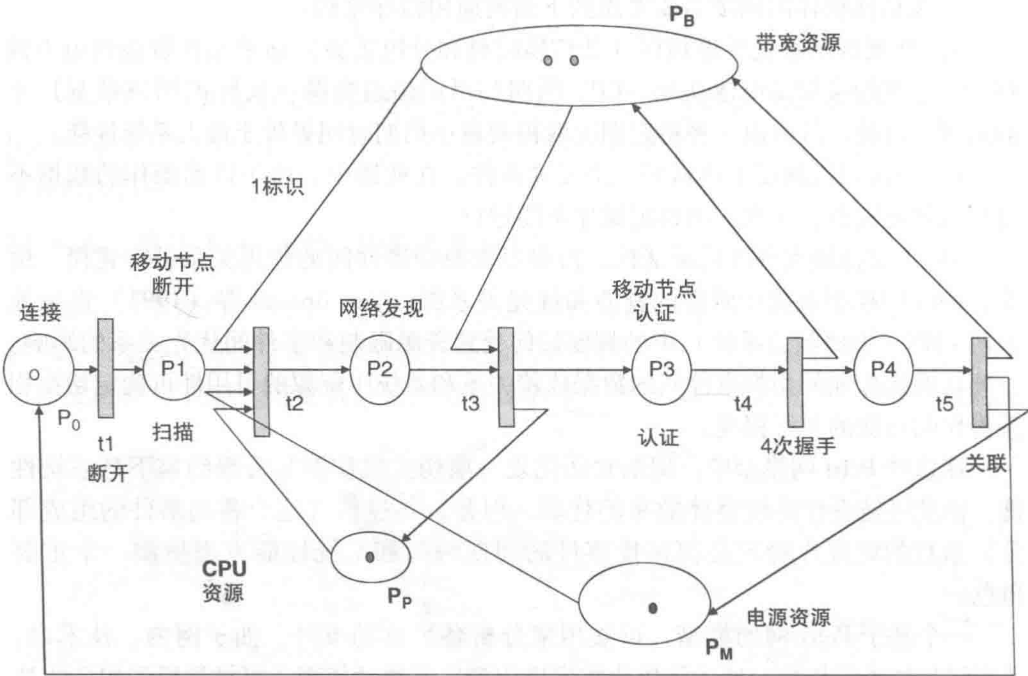


图 11.23 顺序切换操作

一般而言，扫描是层 2 发现过程的组成部分，后跟层 2 认证、一个四次握手，最后与层 2 接入点关联。在图 11.23 中，P_0、P_1、P_2、P_3 和 P_4 代表发现和认证不同状态的位置。共享资源表示为位置 P_B、P_M 和 P_P，分别代表实际的用户带宽（如传递的比特数）、内存和处理能力。在 4.6 节描述了这些资源。在这些共享位

置中的标识数代表每项这样的操作期间使用的资源总量。例如，对于资源位置 P_B（共享的带宽资源），一个标识可能代表100kbit 的数据。

11.6.2 并发调度

图 11.24 给出当两项切换相关操作即扫描和认证并发地发生时的 Petri 网模型，其中代价是附加带宽资源（作为附加信令消息的结果）。例如，参见表 4.4，层 2 扫描操作产生 298 字节的信令消息，四次握手操作产生大约 504 字节的信令消息。这些并行操作加速整体切换操作，但移动节点在那个特定时段期间消耗更多共享的资源。结果，由于并行操作，峰值资源使用率增长（go up）。

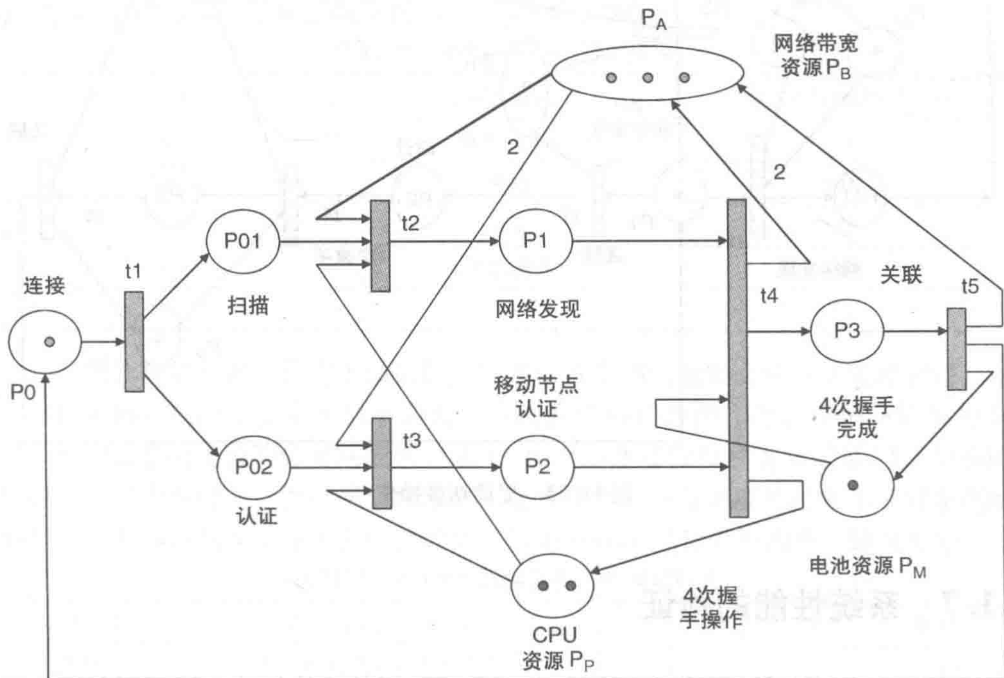


图 11.24 并发切换操作

11.6.3 提前调度

图 11.25 形象地说明当提前实施一些切换相关的操作时的 Petri 网模型。在提前式场景中，移动节点倾向于从其当前网络移动到目标网络。许多切换相关的操作，如目标网元的发现和向目标网元的认证，是当移动节点在当前网络中时提前实施的。由此，当移动节点在当前网络中时，就利用到共享资源（如接入网络中的信道资源）和核心网络中的带宽，也使用一些附加资源（如能量和 CPU 周期）支持诸如打隧道和提前 IP 地址缓存。例如，依据表 4.4，IP 地址的本地缓存将要求

附加的 6 个 CPU 周期，而与目标路由器的打隧道操作将要求附加的 60 字节控制消息和 3 个 CPU 周期，并将消耗 384 nJ 的电池能量。P_{B1}、P_M 和 P_D 是在当前网络中使用的共享资源，而 P_{B2} 和 P_P 是在目标网络中消耗的共享资源。

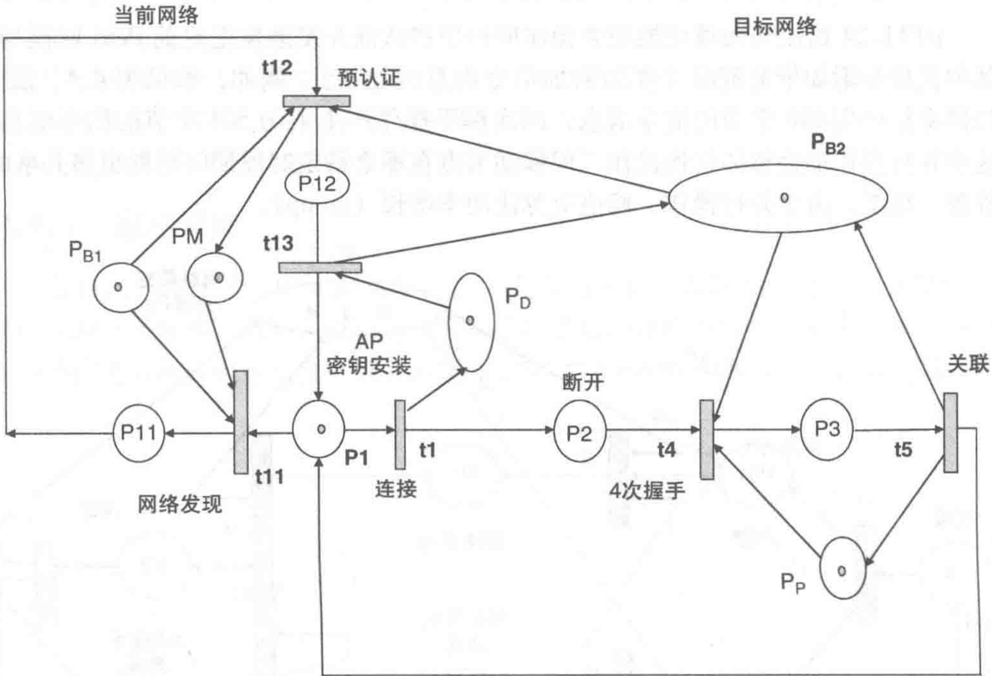


图 11.25　提前切换操作

11.7　系统性能的验证

可以几种方式验证一个移动事件的一个 Petri 网的系统性能。下面形象地说明两个场景。

在一个场景中，通过深入考察环路数[1]、转换数和与每个转换关联的时延，可从 Petri 网模型得到最小的周期时间。仅当对网中的所有环路，$CN_k - T_k \geqslant 0$[2] 时，以周期时间 C 表示的性能需求才得以满足。在第二个场景中，基于 Petri 网模型的标记和相关联的转换值得到标识负载矩阵和转换矩阵。之后，通过计算每个位置对之间的最短距离，应用 Floyd 算法验证系统性能。

[1] 在第 4 章定义了“环路”。——原书注

[2] 与周期时间和 Floyd 算法相关联的术语是在 4.11 节下义的。——原书注

基于三种调度技术应用到两项基本的切换操作——发现和认证，计算周期时间，并验证系统性能。这两项操作的试验结果被用来为 Petri 网建模提供转换时间关系。可应用类似的方法，计算切换事件的周期时间和整体系统性能，这些事件展示说明不同类型的优化技术，即层次结构绑定更新、提前发现和配置以及基于锚点的安全关联，它们都使用 Petri 网进行建模。

11.7.1　基于周期时间的方法

在第 4 章中介绍了基于周期时间方法的字节。将这种方法应用到三项优化技术。表 11.8 给出与发现和扫描过程相关联的几项不同原语切换操作的转换 t_1、t_2、t_3、t_4 和 t_5 的时间，是从试验得到的（Lopez 等，2007）。

表 11.8　试验结果——层 2 操作

转换	切换操作	操作所花费的时间/ms
t_1	断开触发器	5
t_2	扫描	400
t_3	认证	50
t_4	四次握手	10
t_5	关联	5

这项分析是在如下假定下做出的，即为以特定的资源集支持一项实时应用，存在 100ms 的切换时延要求。当不同调度应用到这些切换操作时，评估整体周期时间，并验证系统是否符合时间要求。表 11.9 给出涉及发现和安全关联的三个不同切换序列的周期时间。由结果明显看出，虽然操作的并发调度的时间小于顺序调度的时间，但提前调度是在这个资源约束下满足 100ms 时延界限的唯一调度类型。

表 11.9　由 Petri 网模型得到的周期时间

优化调度	Petri 网中的有关环路	D_i	N_i	MaxD/N_i
顺序	$P_0T_1P_1T_2P_2T_3P_3T_4P_4T_5P_0$	470	1	470
并发	$P_0T_1P_1T_3P_3T_4P_0$	420	1	420
提前	$P_1T_1P_2T_4P_3T_5P_1$	17	1	17

11.7.2　使用 Floyd 算法

在第 4 章描述了如何使用 Floyd 算法研究系统性能的细节。本节应用 Floyd 算法研究这三个切换序列的性能。

式（11.1）和式（11.2）代表当应用 Floyd 算法验证使用顺序调度的移动事件的系统性能时得到的矩阵，而式（11.3）代表提前调度（见图 11.25）的矩阵。使用由涉及发现和认证的移动事件得到的值构造标识负载矩阵 $\boldsymbol{P}$ 和转换时间矩阵 $\boldsymbol{Q}$。矩阵 $\boldsymbol{P}$ 的第一个元素是 P_{00}，最后一个元素是 P_{77}。之后由这两个矩阵得到距离矩

阵和矩阵 S。通过检查式（11.2）中矩阵 S 的值（反映顺序调度），发现至少有一个对角元素是负的。由此，这种特定类型的顺序调度不能提供 100ms 周期时间的期望系统性能。为取得期望的性能等级，可使用比较快速的设施（facilities）降低转换时间，或在共享位置中使用更多标识（资源），由此增加并发程度。

$$
\boldsymbol{P}=\begin{bmatrix}0&1&0&0&0&0&0&0\\0&0&0&0&0&0&0&0\\0&0&0&0&0&0&0&0\\0&0&0&0&0&0&0&0\\0&0&0&0&0&0&0&0\\0&0&2&2&2&0&2&2\\0&0&1&0&1&1&0&0\\0&0&1&0&0&0&0&0\end{bmatrix}\quad \boldsymbol{Q}=\begin{bmatrix}w&5&w&w&w&w&w&w\\w&w&400&w&w&w&w&w\\w&w&w&50&w&50&50&50\\w&w&w&w&10&10&w&w\\5&w&w&w&w&5&5&w\\w&w&400&50&10&w&50&50\\w&w&400&w&w&w&w&w\end{bmatrix}\tag{11.1}
$$

$$
\boldsymbol{CP}-\boldsymbol{Q}=\begin{bmatrix}\infty&95&\infty&\infty&\infty&\infty&\infty&\infty\\\infty&\infty&-300&\infty&\infty&\infty&\infty&\infty\\\infty&\infty&\infty&\infty&\infty&\infty&\infty&\infty\\\infty&\infty&\infty&-50&\infty&-50&-50&-50\\\infty&\infty&\infty&\infty&-10&-10&\infty&\infty\\-5&\infty&\infty&\infty&-10&-10&\infty&\infty\\\infty&\infty&-200&150&190&\infty&150&150\\\infty&\infty&-300&\infty&90&90&\infty&\infty\end{bmatrix},\ \boldsymbol{S}=\begin{bmatrix}-270&195&-105&-155\\.&.&.&.\\.&.&.&.\\.&.&.&.\end{bmatrix}\tag{11.2}
$$

$$
\boldsymbol{P}=\begin{bmatrix}0&1&0&0&0\\0&0&0&0&0\\0&0&0&0&0\\0&0&1&0&0\end{bmatrix},\ \boldsymbol{Q}=\begin{bmatrix}w&5&w&w&w\\w&w&10&w&w\\5&w&w&5&5\\w&w&10&w&w\\w&w&10&w&w\end{bmatrix}\tag{11.3}
$$

$$
\boldsymbol{CP}-\boldsymbol{Q}=\begin{bmatrix}\infty&95&\infty&\infty&\infty\\\infty&\infty&-10&\infty&\infty\\-5&\infty&\infty&-5&-5\\\infty&\infty&90&\infty&\infty\\\infty&\infty&90&\infty&\infty\end{bmatrix},\ \boldsymbol{S}=\begin{bmatrix}90&95&.&.&.\\105&100&.&.&.\\.&.&85&.&.\\.&.&.&85&.\\.&.&.&.&85\end{bmatrix}\tag{11.4}
$$

基于从试验得到的转换时间，式（11.3）给出提前调度的矩阵。通过检查式（11.4）中的矩阵 S，明显的是，矩阵的所有对角元素都是正的。由此，通过应用 Floyd 算法可验证，当应用到发现和认证过程时，提前调度满足 100ms 最小周期时间的系统性能要求。也用了几个自动化工具，如 TimeNet（Zimmermann 等，1999a）、STPNplay（Ryuther，2004）和一个 Petri 网工具（Matcovschi 等，2003）

对切换系统的行为建模，捕获系统性能，并评估移动协议和相关优化的性能特点。通过分析这些基于 Petri 网的模型，当应用各种调度机制时，给定一个资源集条件下可容易地预测一个切换系统的性能。

11.8 基于 Petri 网的多接口移动性建模

本节形象地说明 Petri 网建模，其中涉及在两种不同类型接入网（如 802.11 和 CDMA）之间的切换，涵盖三个场景，即并行操作、连接前中断和中断前连接场景，其中使用一个多接口移动节点的两个接口。如表 3.1 所示，每个接入网有发现资源和网络参数的不同方式。对每种接入网络，认证机制和加密算法也是不同的。由此，在两个接入网络中每项切换操作，资源需求（如电池、带宽和 CPU）也是不同的。

11.8.1 多穴连接场景

当一个多接口移动节点涵盖 CDMA 和 802.11 时，在移动节点上同时开始配置两个接口，并消耗电池和 CPU 资源，此时在每个接入网络中是独立地消耗带宽资源的。理想情况下，基于某种策略［如应用类型或税费（tariff）］，就通信应该使用哪个接口，移动节点应该做出决策。

11.8.2 连接前中断场景

在连接前断开切换场景中，直到第二个接口断开之前，一个接口不能开始进行配置。在这样一个场景中，在另外一个接口（如 802.11）下线之后，一种类型的接口（如 CDMA）才上线，在切换期间的资源消耗取决于移动节点是从 802.11 切换到 CDMA 还是相反方向。

11.8.3 中断前连接场景

在一项中断前连接操作期间，当移动节点仍然使用 802.11 接口通信时，随着 802.11 接口上的信噪比开始恶化，CDMA 接口开始被激活。随着相比连接前中断情形，这有助于降低切换时延，但因为两个接口在某段时间保持上线状态，所以在移动节点中要求更大的电池功率。在某些类型的中断前连接场景中，多项切换相关的操作，如 CDMA 接口的资源发现、认证和安全语境传递，是由 802.11 接口处理的，由此可能延迟 CDMA 接口的激活。延迟 CDMA 接口的激活可有助于降低移动节点的电池使用。由此，重要的是，基于网络中资源的可用性，考虑何时开始激活 CDMA 接口。

11.8.4 基于 MATLAB 的多接口移动的 Petri 网络建模

作为多接口移动性性能建模的组成部分，多接口的资源建模支持为一项切换操

作使用哪个接口的一项更基于原则的决策。在多接口移动性的情形中，要推测需要打开哪个接口和何时实施每项切换操作（如发现或配置），当前是不易的。多个接口之间的交互通信，以及因此何时打开或关闭一个接口的问题，可采用 Petri 网建模加以深入考察。因为对于相同类型的切换操作，每个接口有不同的资源要求，在给定资源约束（如电池、CPU 和带宽）条件下，一个 Petri 网模型支持人们找出由哪个接口实施哪项操作。

使用基于 MATLAB 的 Petri 网模型，对上述三个场景进行建模。表 11.10 给出处理两种不同类型接口（即 CDMA 1x EV－DO 和 IEEE 802.11）的特定切换相关操作所需的资源量和时间量。这些值是基于在第 6 章中所述测试床得到的试验结果。因为这两个接口有不同的接入特点，完成每项切换操作所需的资源和时间量也发生变化。在第 4 章，讨论为 CDMA 和 802.11 发送和接收一个比特所需的能量。如 SALAWU 和 Elizabeth（2009）讨论的，相比使用一个 802.11 接口，使用一个 CDMA 接口发送一个比特要消耗更多能量。802.11 和 CDMA 的层 2 认证过程是不同的，并需要交换不同的信令消息和字节数。同样，对于相同的切换相关操作，PPPoE 导致首部增加 8 个字节。

表 11.10　802.11 和 CDMA 的资源和时间关系

	802.11 中的资源			CDMA 中的资源			时间关系/ms	
操作	电池/nJ	字节数	CPU（周期数）	电池/nJ	字节数	CPU（周期数）	802.11	CDMA
发现	414000	345	12	1968000	328	9	745	422
层 2 认证	4126800	3439	29	1392000	232	14	106	200
配置	2257200	1881	22	5454000	909	12	510	850
安全关联	940800	784	10	4752000	792	10	640	4500
绑定更新	422400	352	18	2160000	360	18	168	599

图 11.26 中基于 MATLAB 的模型，形象地说明移动节点处于 802.11 和 CDMA 接入覆盖下的一个场景。由此，在这个场景中，两个接口将独立地开始它们的配置。但是，因为每个接口将有它的专用接入网络，单个带宽（信道资源）位置不能由两个接口相关的操作所共享，而电池功率和 CPU 周期可被看作两个接口的共享资源。由此，在模型中包括两个不同带宽位置，每种类型的接入网络有一个位置。每种类型的带宽资源将在其特定接入网络内的切换事件间共享。例如，CDMA 网络的信道资源将由 CDMA 网络中的标识符配置和发现操作所共享。

图 11.27 给出一个多接口移动场景的一个基于 MATLAB 的模型，其中移动节点使用它的 802.11 接口进行通信。这里，随着 802.11 接口的信噪比降低，CDMA 接口处在正在连接的过程中。

在第二种类型的中断前连接场景，第二个接口（如 CDMA）的多项切换操作

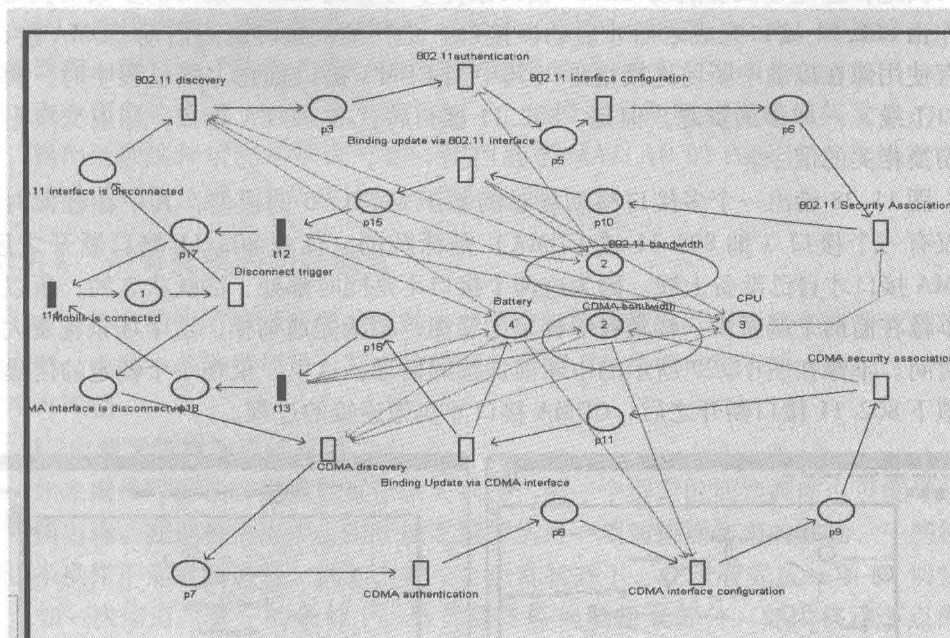
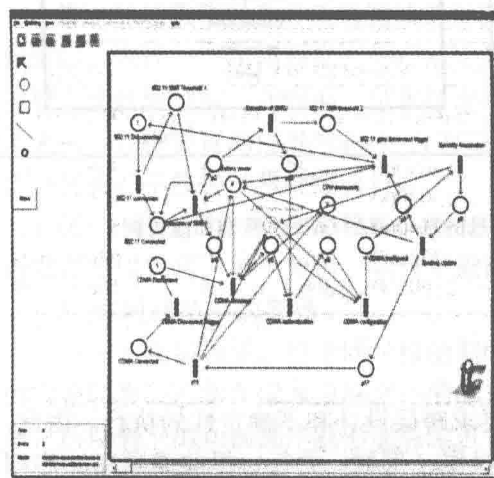
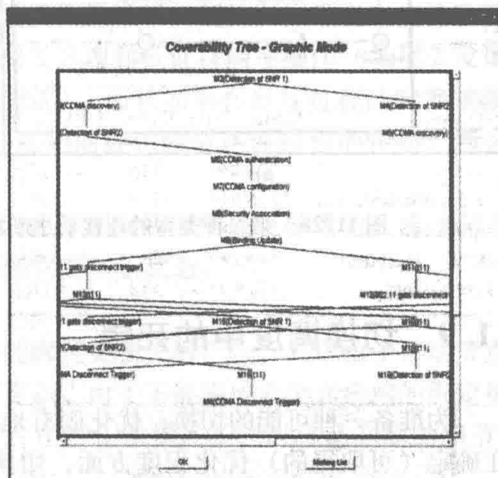


图 11.26　基于 MATLAB 的并行 CDMA 和 802.11 操作的模型



a)



b)

图 11.27　基于 MATLAB 的中断前连接模型和覆盖树

是由当前服务接口（如 802.11）实施的。例如，诸如发现 CDMA 接口的下一个附接点、认证 CDMA 接口和为 CDMA 接口建立 PPP 语境等操作，仍然可由当前服务

接口实施，这是在没有启动 CDMA 接口条件下（直到 CDMA 接口的多数切换相关操作由 802.11 接口完成之后才启动该接口）进行的。这将延迟启动 CDMA 接口，没有使用像在以前中断前连接情形（其中当 CDMA 接口处在上线过程中时，两个接口上线）一样多的资源。但是，802.11 接口将代表 CDMA 接口，结束交换附加的切换相关的信令。

图 11.28 给出一个多接口移动场景的基于 MATLAB 的模型，其中在任何时间点仅有一个接口（如 802.11 或 CDMA）是活跃的，仅在 802.11 接口断开之后，CDMA 接口才自己准备上线。因为这两个接口不是同时都处于活跃状态的，所以它们不像在前两个场景中一样消耗一样多的资源，但为完成切换，这个场景花费大部分时间。不像在图 11.27 所示的中断前连接的情形，这里，仅在一个特定的信噪比阈值下 802.11 接口断开之后，CDMA 接口才实施连接的过程。

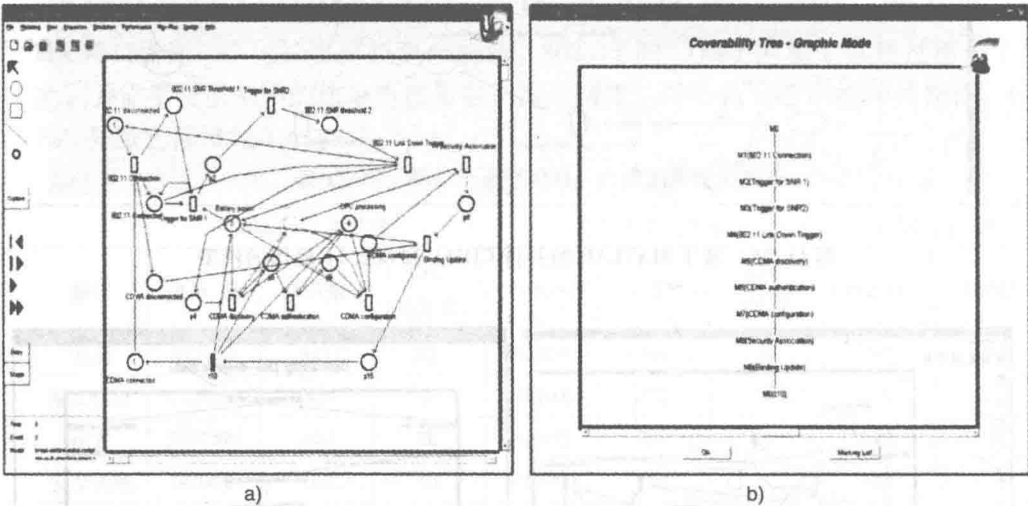


图 11.28　第二种类型的连接前中断场景的基于 MATLAB 的模型和覆盖树

11.9　切换调度中的死锁

为准备一种可能的切换，优化固有地要求跨层设计和不确定性的执行。由此，在确定（可取得的）优化程度方面，切换操作（例如，并行、提前或顺序）序列起一定作用。Petri 网的使用支持显式地表示资源相关性和数据相关性，由此支持检查阻塞和死锁。切换操作的调度，需要考虑数据相关性和资源可用性。本节描述一些场景（可导致系统中的死锁）和方式（通过改变调度或增加资源，避免这样的死锁）。

在第 4 章中描述了可达性分析。可达性分析是在一个切换系统中检测死锁的一

种方式。如果一个特定的调度产生一棵覆盖树，从而不允许由一个特定标记（如 M_i）产生后续转换，那么那个特定序列展示出现一个死锁。由此，通过检查一个切换调度的覆盖树，则确定在那个调度中是否存在一个死锁是可能的。

现在形象地说明一些场景，给出在一个切换过程期间死锁是如何发生的。之后，提出处理这种情况的解决方案。使用基于 MATLAB 的 Petri 网工具构造覆盖树，并验证死锁性质，之后展示如何消除死锁。

11.9.1 带有死锁的切换调度

本节形象地说明展示死锁状况的一些特定切换调度，并提出避免这些死锁的解决方案。描述一些特定场景，其中比较两个调度，一个调度带有一个死锁，一个调度没有死锁。

1. 由缺乏数据造成的死锁

如果操作序列没有遵循数据依赖关系图，则一个特定的切换调度也可能导致一个死锁出现。在这种情形中，由于缺乏期望从另一项切换操作来的数据，一些特定的切换操作不能继续进行。例如，在一个正常状态下，在没有完成一项 L2 切换操作（如一次信道改变）的条件下，作为层 3 切换的组成部分，如果移动节点配置它的层 3 标识符，并将之指派到接口，则移动节点不能完成切换操作的剩下步骤，这将导致一次死锁。

2. 由资源共享导致的死锁

第二种场景可能是导致资源缺乏的并发操作的结果。例如，如果在一些并发操作期间，设计一个切换调度，并行地实施层 2 发现和认证这两项操作（如层 2 发现过程启动认证过程，此时前一过程还没有完成），而且如果在发现过程的转换被激活之后，在带宽资源位置（P_B）没有足够可用的标识激活认证过程的转换，那么认证过程就不能进一步继续执行。

图 11.29 给出一个死锁状态，是由并发操作期间资源的缺乏导致的。通过深入研究覆盖树看到，由于死锁，系统不能回到它的初始状态。

3. 同时移动中的死锁

另一个死锁场景，可由同时移动期间的绑定更新失败产生，其中由于移动节点的重叠切换，不能完成客户端之一的绑定更新。由于不能完成两个客户端的绑定更新，所以剩下的切换操作就不能继续进行。在第 8 章描述了同时移动问题的细节。下面说明同时移动场景的 Petri 网建模。

图 11.30a 给出等价于图 8.1 的一个 Petri 网模型，其中不存在由同时移动导致的问题，两个移动节点可相互通信。图 11.30b 给出相应的覆盖树。明显的是，这两个移动节点之间的成功通信，取决于这两个节点配置和绑定更新的成功完成。

图 11.31 形象地说明同时移动中一个死锁状况的 Petri 网例子，是由一个节点重复地进行重新配置导致的。图 11.32 给出等价的覆盖树，该树给出各标记。

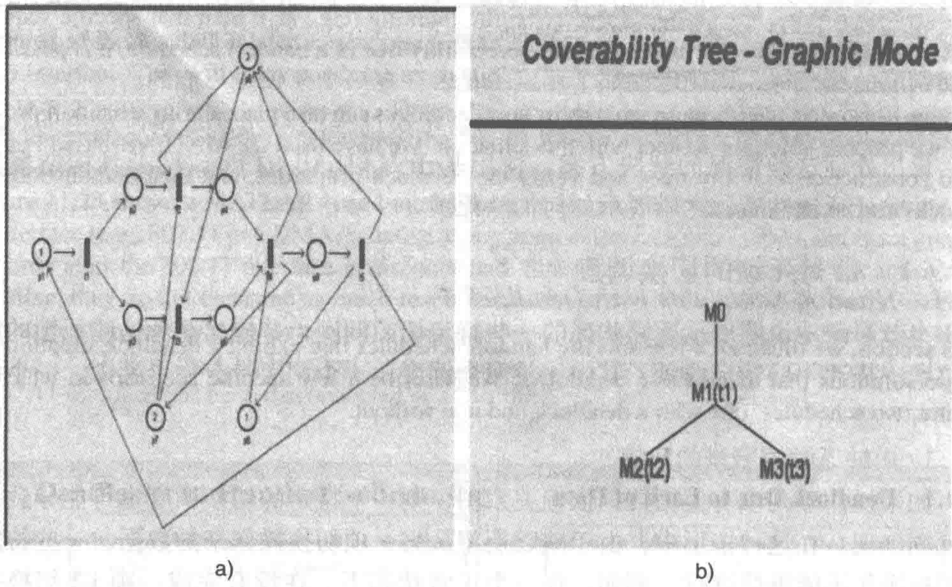


图 11.29　由资源约束导致的死锁

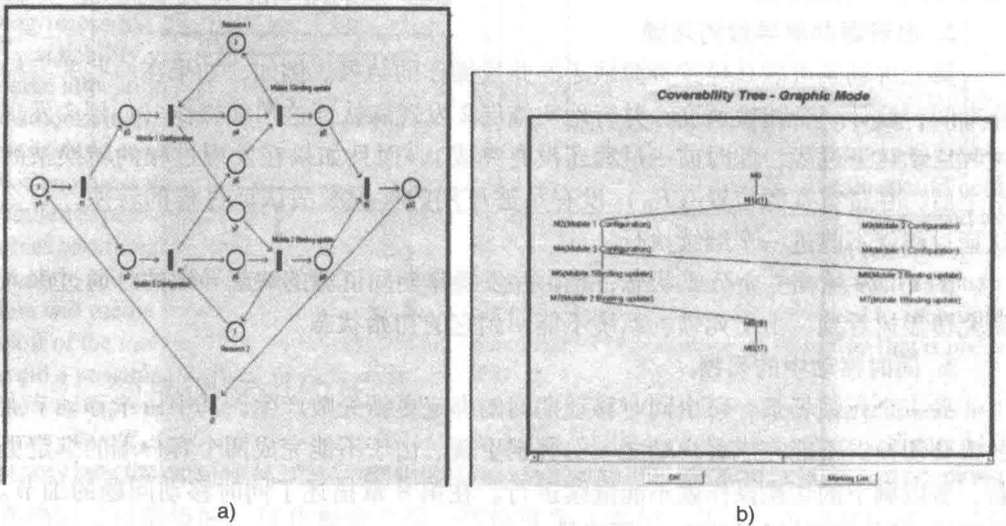


图 11.30　同时移动的 Petri 网模型和覆盖树

11.9.2　切换调度中的死锁预防和避免

预防或避免死锁状态有几种方式。死锁预防做法是，通过使用静态资源分配策

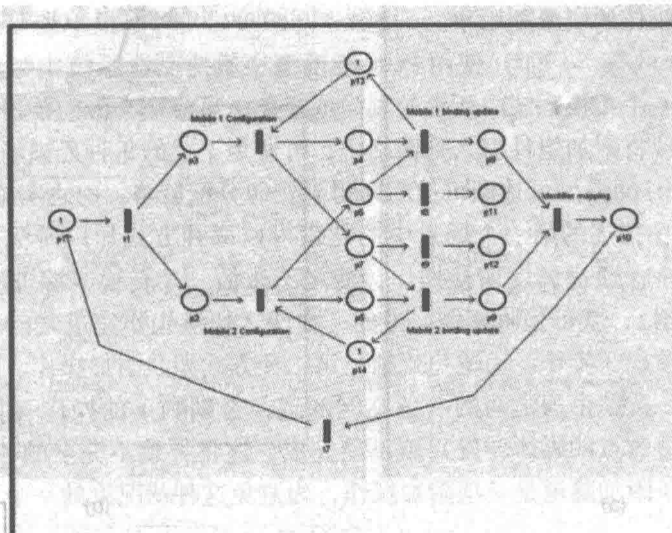


图 11.31　同时移动中的死锁

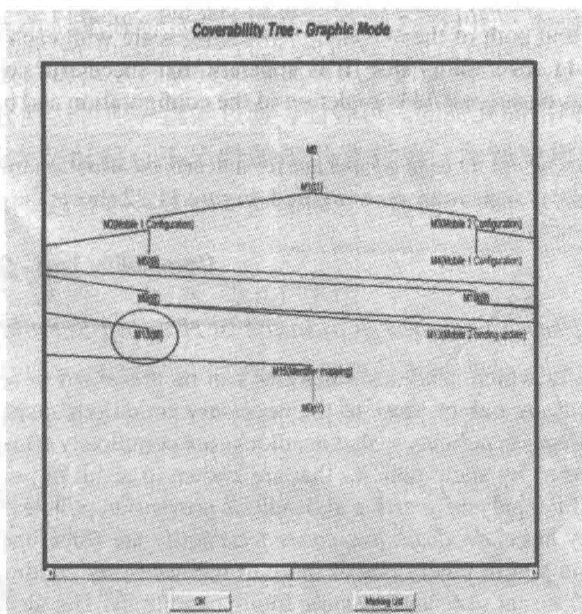


图 11.32　同时移动中死锁的覆盖树

略，使第4章中提到的一个或几个必要条件为假，从而可完全地消除死锁。因为死锁预防是由静态策略（已知可导致不佳的资源利用率）完成的，如果状态空间非常庞大，则使用可达性分析，得到死锁预防策略，就成为不可行的，所以有时首选死锁避免技术。通过跟踪当前状态和可能的未来条件，死锁避免技术尝试以一种动态方式使一个或多个必要条件为假。思路是，只要必要条件不导致死锁，就使之有效，但一旦在接下来的时刻（immediate future）出现死锁的可能，则使它们为假。

死锁避免得到较佳的资源利用率。

Viswanadham 等（1990）使用 Petri 网模型在敏捷制造系统中讨论了死锁预防和避免。针对一个切换系统中死锁的预防或避免，可应用类似的技术。通过添加资源、改变调度或将附加组件引入到网络中，可避免上述的每种死锁场景。代表一个切换系统的 Petri 网模型可达图可被用来得到资源分配策略，由之实施死锁预防。

11.9.1 节中描述的第一个场景中的死锁可以两种方式加以避免。在这些方式的第一种方式中，通过调度切换操作，使之不激活一个转换（除非存在来自前一操作的可用数据），就可预防死锁。由此，在层 2 切换操作完成之前，移动节点不应调度实施一项层 3 操作。为避免死锁，第二种方式涉及附加操作。除非已经完成移动节点和下一跳路由器之间的一条临时隧道，否则剩下的操作（如移动节点的绑定更新和向该节点的媒体转发）就不能完成，这将导致不完全的移动节点切换。由此，建立这条附加隧道是一项附加操作，为避免这种状况下的一个可能死锁需要这样的操作。

预防死锁的一种方式（见图 11.33）是增加资源位置 P_B（如带宽资源）中的标识数，处理并发操作。图 11.33 形象地说明现有死锁状况（由并发操作期间缺乏资源导致的，见图 11.29）是如何采用添加附加资源的方式加以处理的。这说明附加资源的分配是如何消除死锁的。可验证，通过实施一项可达性分析，一个调度是无死锁的。如可达树中所示，在没有死锁的情况下，移动节点返回到它的初始状态。

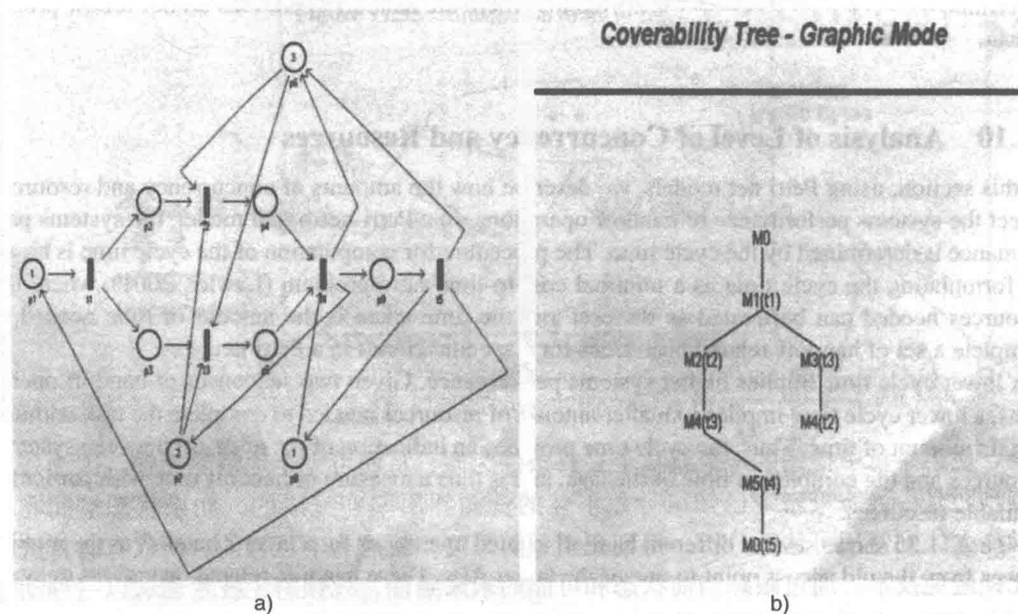


图 11.33 并发操作中死锁的避免

如在第 8 章中解释的，通过安装附加组件，如网络中的中介，可避免同时移动场景中的死锁。图 11.34 形象地说明基于 MATLAB 的模型和相应的覆盖树，说明通过引入一项重传技术或一个转发代理，如何避免同时移动中的一个死锁。

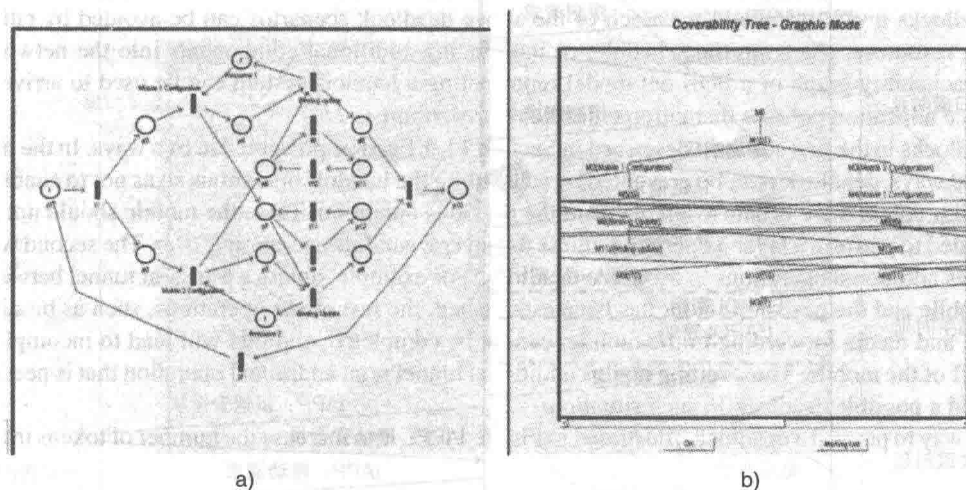


图 11.34　同时移动中的死锁避免和覆盖树

类似地，基于 MATLAB 的模型可被用来构造一棵等价的覆盖树，可确定系统中是否存在死锁，这样的系统中切换操作没有遵循合适的优先级规程。

11.10　并发性等级和资源的分析

本节使用 Petri 网模型描述并发量和资源量如何影响切换操作的系统性能。在一个基于 Petri 网的模型中，系统性能是由周期时间确定的。周期时间计算的规程是基于将周期时间公式化为一个最小代价到时间比率问题（Lawler，2001），其中所需的资源可被看作代价，所花费的时间是在一个 Petri 网中一个特定环路中完成切换相关的操作集所需的时间量。

低的周期时间意味着较高的系统性能。给定切换操作的两个序列，一个较低的周期时间意味着，在一定量的时间内完成任务需要较少的资源量。由此，周期时间提供了系统资源和任务完成时间之间折中的一项指示，由此是对采用特定可用资源的切换时间的一个度量。

图 11.35 给出当移动节点从老接入点移动到目标 AP 之一时，一次层 2 切换的几项不同的切换相关操作。这些切换相关的操作展示出由于层 2 发现、认证、四次握手和与新接入点关联导致的时延。给出漫游和非漫游场景中层 2 切换操作的试验结果（Lopez 等，2007）。

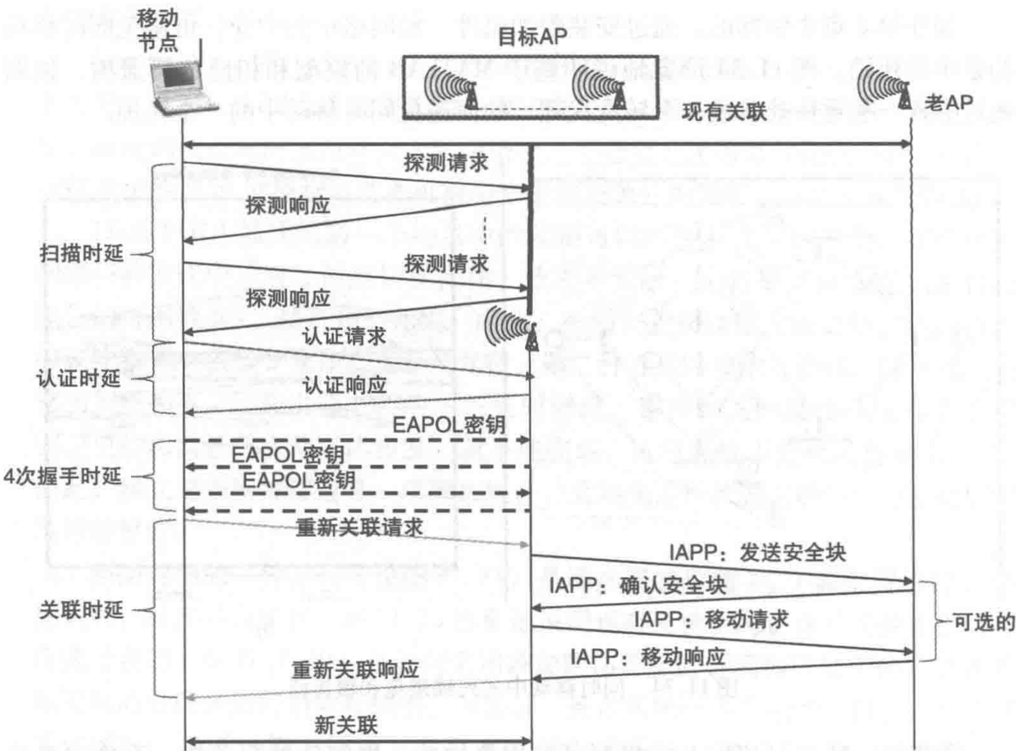


图 11.35　层 2 切换的图示

接下来，使用四种可能的切换操作序列和资源，基于图 11.35 所示的切换操作描述几个 Petri 网模型。之后，应用 Floyd 算法，就周期时间而言，验证一个特定的切换操作序列是否满足一个给定系统性能要求。这项分析表明，改变并发程度（例如没有并行操作、两个并行操作或三个并行操作）或改变资源参数如何影响系统性能。

图 11.36 给出说明顺序型层 2 切换操作（即层 2 发现、认证、四次握手和关联）的一个 Petri 网模型。转换 t_1、t_2、t_3、t_4 和 t_5 的时间关系是从试验结果（Lopez 等，2007）得到的值。给定一个要求的系统性能值 C，针对一定的操作并发度和资源可用性，可使用 Floyd 算法确定是否可得到系统性能的这个值。因为 Floyd 算法仅可使用与决策无关的 Petri 网[⊖]，所以必要时，这些 Petri 网模型需要转换为相应的决策无关的 Petri 网。

图 11.37 给出一个模型，给出并行的两个层 2 切换操作，即扫描和认证。通过应用 Floyd 算法，可导出一个矩阵 S，以便针对一个给定的 C 值，确定每对位置之间的最短距离。例如，对于图 11.36 所示的顺序模型，式（11.5）给出 C 值为 100 时的矩阵 S，而式（11.6）给出 C 值为 500 时的矩阵 S：

⊖　在第 4 章定义了“决策无关系统”。——原书注

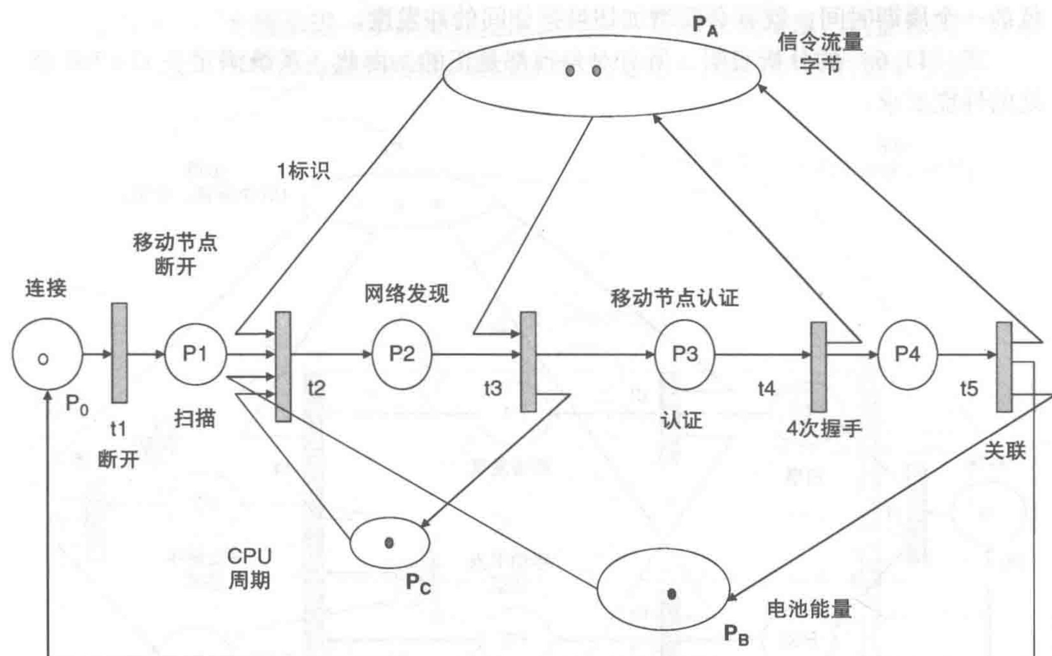


图 11.36　顺序的层 2 操作

$$S(100)=\begin{bmatrix} -370 & 35 & -305 & -355 & -365 & -370 & -315 & -370 \\ -465 & -370 & . & . & . & . & . & . \\ -65 & . & -265 & . & . & . & . & . \\ -15 & . & . & -370 & . & . & . & . \\ -5 & . & . & . & -370 & . & . & . \\ 135 & . & . & . & . & -260 & . & . \\ -365 & . & . & . & . & . & -365 & . \\ -365 & . & . & . & . & . & . & -350 \end{bmatrix} \tag{11.5}$$

$$S(500)=\begin{bmatrix} 30 & . & . & . & . & . & . & . \\ . & 30 & . & . & . & . & . & . \\ . & . & 540 & . & . & . & . & . \\ . & . & . & 540 & . & . & . & . \\ . & . & . & . & 940 & . & . & . \\ . & . & . & . & . & 935 & . & . \\ . & . & . & . & . & . & 940 & . \\ . & . & . & . & . & . & . & 135 \end{bmatrix} \tag{11.6}$$

虽然比 500 低的 C 值（如 100）提供较佳的系统性能，得到较低的切换时延，但明显的是，这个特定的序列不能提供 $C=100$ 处所要求的系统性能。为得到比 $C=500$

低的一个周期时间，就有必要增加切换操作间的并发度。

式（11.6）的分析表明，所有对角项都是正的。由此，系统满足在 $C=500$ 值处的性能要求。

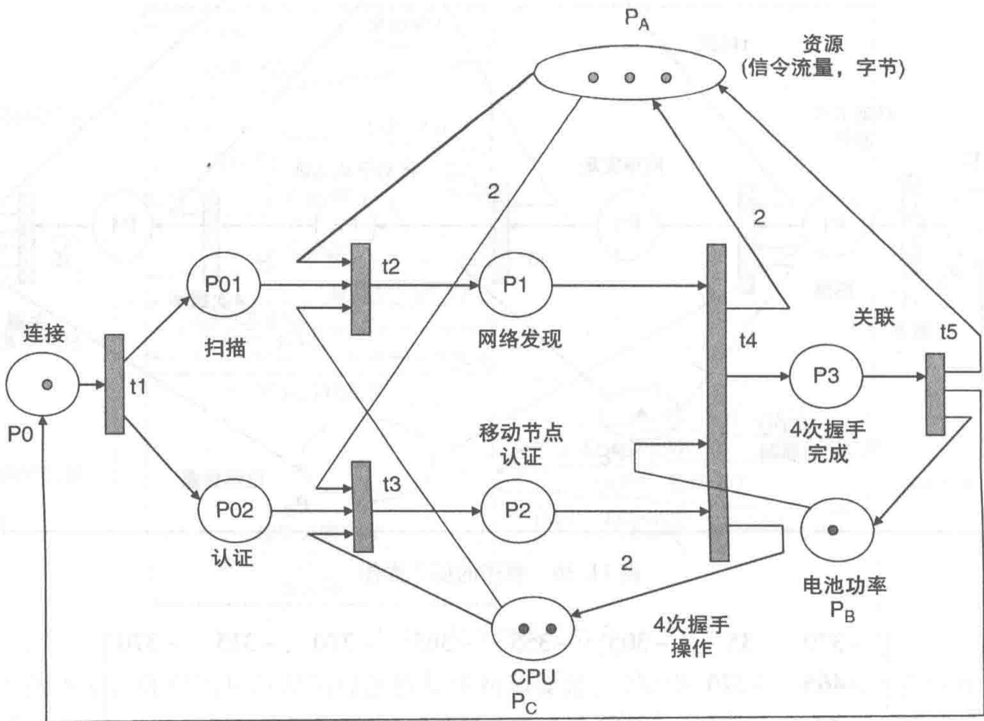


图 11.37 两个并发的 L2 切换操作

图 11.37 给出两个切换操作，即并行的发现和认证。通过应用 Floyd 算法并检查如式（11.7）所示相应矩阵 $\boldsymbol{S}$，明显的是，当并发度为 2 时，相比 C 值为 500（较低的性能）的如式（11.6）所示的顺序操作，系统可工作在一个较低的 C 值，即 450（较佳的系统性能）。这表明，当系统以一个较低的 C 值满足性能要求时，将降低切换时延。

$$\boldsymbol{S}(450)=\begin{bmatrix} 30 & . & . & . & . & . & . & . & . \\ . & 30 & . & . & . & . & . & . & . \\ . & . & 380 & . & . & . & . & . & . \\ . & . & . & 940 & . & . & . & . & . \\ . & . & . & . & 840 & . & . & . & . \\ . & . & . & . & . & 435 & . & . & . \\ . & . & . & . & . & . & 940 & . & . \\ . & . & . & . & . & . & . & 435 & . \\ . & . & . & . & . & . & . & . & 840 \end{bmatrix} \tag{11.7}$$

可如图 11.38 所示进一步添加并发度，其中并行地发生发现、认证和四次握手操作。相比图 11.37，为避免死锁，附加的并发度要求位置 P_A 中的更多资源。

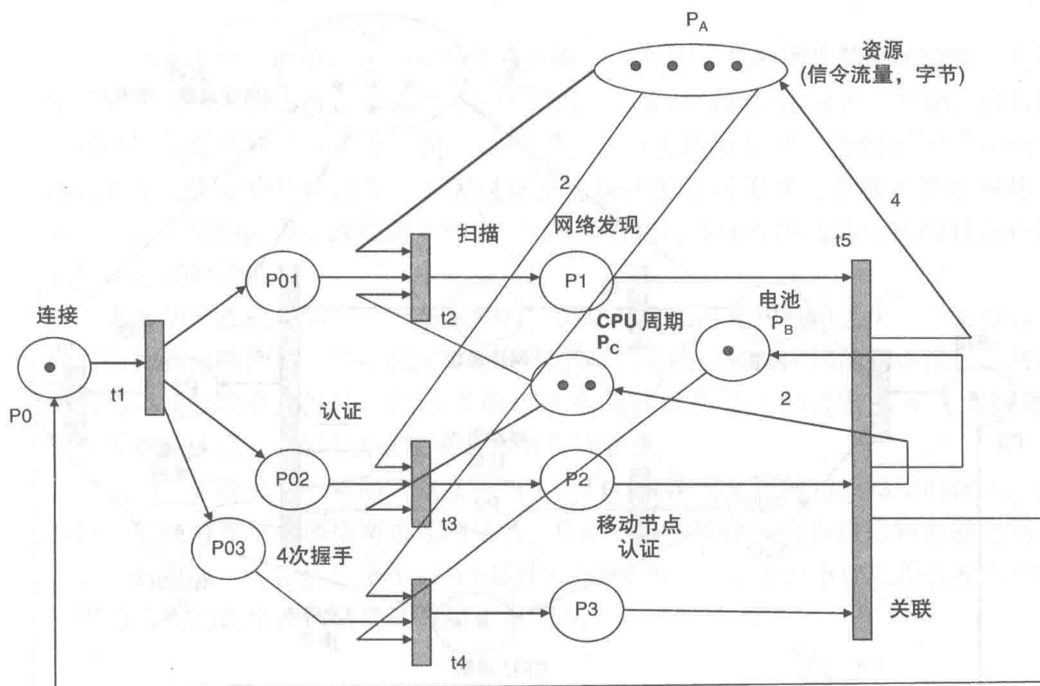


图 11.38　三项并发的 L3 切换操作

通过应用 Floyd 算法并检查式（11.8）中的相应矩阵 $\boldsymbol{S}$ 可看出，采用这个附加的并发，在 $C=410$ 的周期时间处，满足系统性能要求：

$$S(410)=\begin{bmatrix} 0 & . & . & . & . & . & . & . & . & . \\ . & 0 & . & . & . & . & . & . & . & . \\ . & . & 395 & . & . & . & . & . & . & . \\ . & . & . & 390 & . & . & . & . & . & . \\ . & . & . & . & 1235 & . & . & . & . & . \\ . & . & . & . & . & 765 & . & . & . & . \\ . & . & . & . & . & . & 395 & . & . & . \\ . & . & . & . & . & . & . & 1235 & . & . \\ . & . & . & . & . & . & . & . & 395 & . \\ . & . & . & . & . & . & . & . & . & 765 \end{bmatrix} \tag{11.8}$$

前面例子中的 Petri 网模型说明了添加并发性如何得到周期时间的降低（增加的系统性能）。在保持并发程度相同时，如果附加资源专用于降低转换时间，则也可降低周期时间。例如，采用在 P_A 中附加资源，如图 11.37 所示的 Petri 网模型可

被变换到如图 11.39 所示的 Petri 网模型。这些附加资源将有助于加快扫描和认证操作。由此，将降低 t_2 和 t_3 的时间。

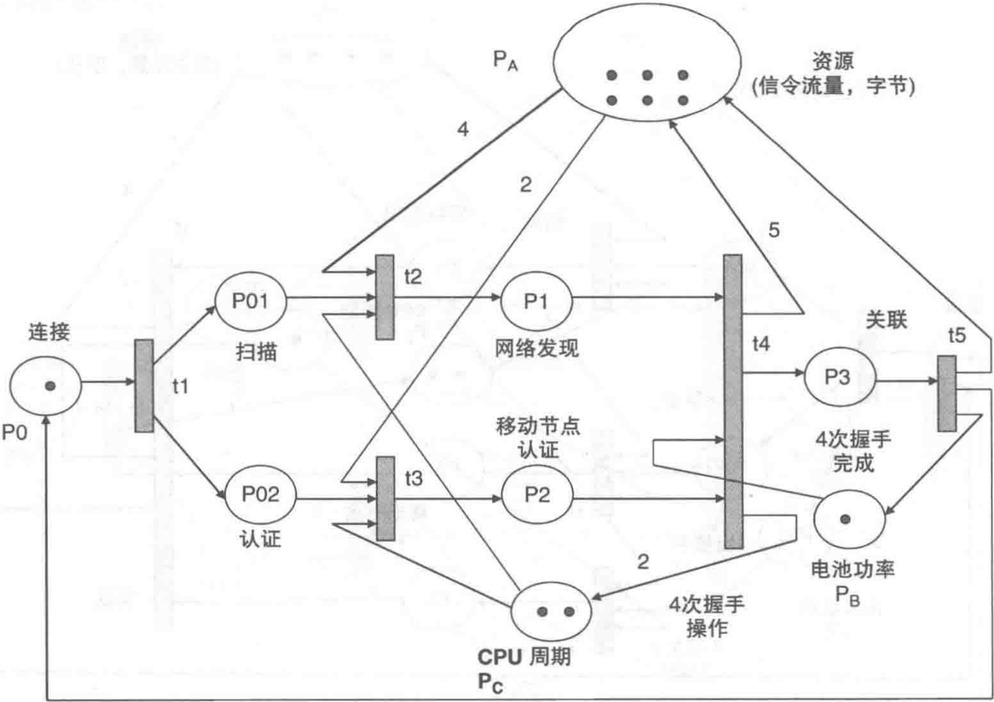


图 11.39 采用附加资源时的两项并发的切换操作

通过应用 Floyd 算法并检查式（11.9）中的矩阵 $\boldsymbol{S}$，可验证如图 11.39 所示的模型，在 $C=200$ 的一个值处，满足系统性能要求：

$$\boldsymbol{S}(200)=\begin{bmatrix} 80 & 195 & 195 & . & . & . & . & . & . \\ 195 & 180 & . & . & . & . & . & . & . \\ . & . & 130 & . & . & . & . & . & . \\ . & . & . & 1090 & . & . & . & . & . \\ . & . & . & . & 340 & . & . & . & . \\ . & . & . & . & . & 1855 & . & . & . \\ . & . & . & . & . & . & 1090 & . & . \\ . & . & . & . & . & . & . & 185 & . \\ . & . & . & . & . & . & . & . & 340 \end{bmatrix} \tag{11.9}$$

从 Petri 网模型的这项分析验证了，如果增加并发操作数量或对相同的并发度增加资源量，则一个切换系统可提供周期时间 C 的一个期望的较低值。

11.11 提前切换的折中分析

如第4章所讨论的，在一项切换操作期间，利用了几种类型的系统资源。在附加资源的代价下，提前操作和并发操作降低了切换时延和分组丢失。例如，虽然提前切换操作提供较佳的性能，但当移动节点在当前网络中时，它们利用了系统资源，并介入到这些其他操作。下面讨论提前操作的不同等级（当移动节点将移动到一个目标网络时需要这样的操作），并深入研究这项操作期间的切换时延和资源利用率之间的折中。

当移动节点将移动到一个新网络时，为降低切换时延和分组丢失，它实施与目标网络的提前操作集。当存在多个邻接网络时，实施与其他网络的提前操作，增加了成功切换的概率。但是，因为多项切换相关的操作介入到提前操作（如隧道、预配置和预认证），所以这也需要更多的系统资源。

图11.40给出一个移动节点如何与多个目标网络实施提前切换操作的例子。这给出当前网络和三个邻接网络即网络A、B和C。在移动节点和目标路由器之间可建立多条隧道，可发生与多个目标网络的提前操作。与多个网络建立提前操作增加了成功切换的概率，但结果是使用更多资源。

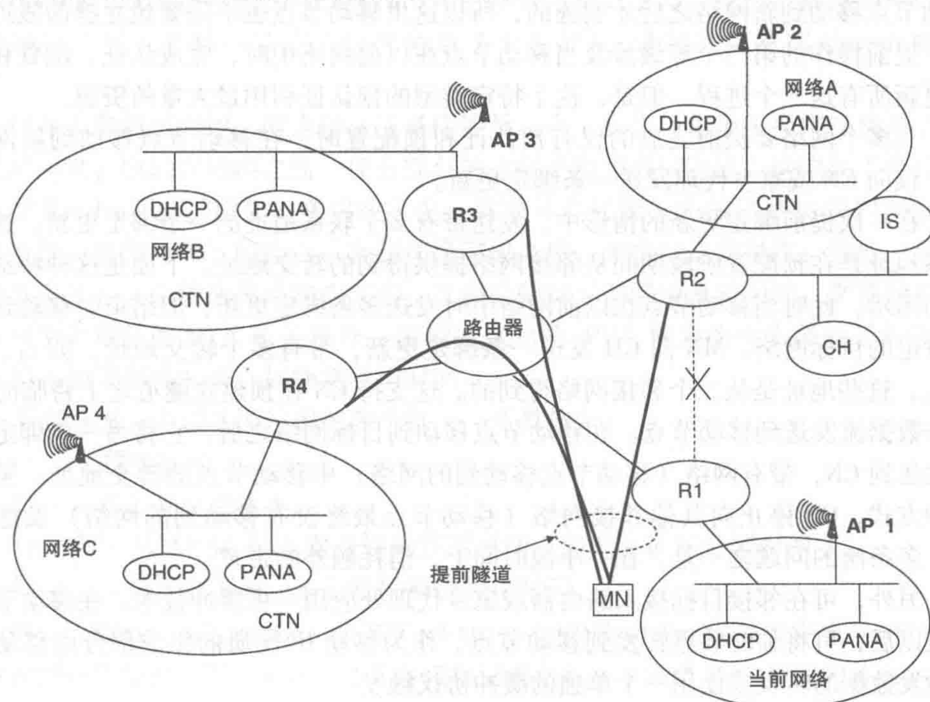


图11.40 带有多个目标网络的提前切换操作

在这些提前操作期间利用的一些资源可定义如下：

1）与邻接网络完成预认证所需的附加信令，导致当前网络的附加带宽利用。

2）在移动节点中将邻接网络的IP地址缓存一定的时间量，为存储这些IP地址需要移动节点中的附加处理。另外，通过将这些地址保存在缓存中，这种做法也用到邻接网络的临时IP地址。

3）移动节点和在邻接网络中目标路由器之间建立附加的临时隧道（提前隧道），并在切换完成之后拆除这些隧道，存在与这些操作相关联的开销（如CPU和能量），也存在与切换期间维护这些隧道相关的开销（如带宽）。

4）对多个IP地址（从邻接网络得到的）的绑定更新导致CN和移动节点之间在这些临时隧道上的多条临时数据流。因为重复数据流的存在，导致附加的带宽使用。

下面描述这种提前操作的几个等级。基于所使用的提前操作等级，资源需求也将是不同的。

提前操作的非常基础的等级涉及移动节点向邻接网络中多个认证代理的认证，但仅在层2移动到一个特定网络完成之后，才发生预认证和绑定更新。

在提前操作的第二个等级，当移动节点在以前网络时，也可完成它的预认证，但在其移动到新网络之后，可实施绑定更新。和前一情形一样，因为绑定更新是在移动节点移动到新网络之后才实施的，所以这里移动节点也不需要建立提前隧道。

提前操作的第三个等级涉及当移动节点在以前网络中时，完成认证、配置和绑定更新所有这三个进程。但是，这个特定类型的预认证利用最大量的资源。

当多个网络要提前完成的仅有预认证和预配置时，在移动节点移动到新网络时，仅向CN或家乡代理发送一条绑定更新。

在一次提前绑定更新的情形中，发送带有多个联系地址的一条绑定更新。这些联系地址是在预配置阶段期间从邻接网络提供得到的转交地址。下面是这种特殊情形的图示，此时当移动节点在以前网络中时发送多条绑定更新，但结束时移动到一个特定的目标网络。MN向CH发送一条绑定更新，带有多个转交地址，如c_1、c_2和c_3，这些地址是从三个邻接网络得到的。这支持CN在预建立隧道之上将临时的多条数据流发送到移动节点。在移动节点移动到目标网络之后，它将另一条绑定更新发送到CN，带有网络（移动节点移动到的网络）中移动节点的转交地址。采用这种方式，CN停止向其他邻接网络（移动节点最终没有移动到的网络）发送媒体。多条流的问题之一是，在一小段时间上，消耗额外的带宽。

另外，可在邻接目标接入路由器或家乡代理处应用一项缓冲技术。在移动节点移入以后，可将临时数据转发到移动节点。作为移动IP注册的组成部分由移动节点触发数据的转发或使用一个单独的缓冲协议触发。

使用位置辅助的切换（Dutta等，2007a），以试验方法验证了多项预认证技术。在这个特定试验中，产生了多个可能的目标网络。相对目标网络中的几个接入点，

基于移动节点的相对位置，移动节点与一个或多个目标网络完成提前认证。如上述，采用两个不同等级的预认证过程进行了试验。在一种情形中，移动节点实施多次认证，但在与目标网络建立一条提前隧道之后，才向一个接入网络发送一条绑定更新。在第二种情形中，移动节点与所有三个邻接网络完成预认证，并在提前隧道上发送绑定更新。

现在讨论针对漫游客户端的一些指导原则，它们使用预认证机制降低切换时延。基于客户端移动的特定类型，这些指导原则可确定所需预认证操作的程度。如在第5章中讨论的，IEEE 802.11i 和 802.11r 可利用层2中的预认证机制。由此，针对基于802.11i 预认证和基于802.11r 的快速漫游观察得到的多项指导原则，也适用于使用基于 MPA 预认证技术的客户端。但是，因为 MPA 操作不限于一个特定子网内的移动，并涉及子网间和域间切换，所以这些指导原则需要考虑其他因素，如移动节点的移动模式和蜂窝尺寸。

因为移动节点需要确定移动节点提前多长时间启动预认证过程，以便它在到目标网络切换启动之前完成期望的操作，所以完成预认证机制所需的时间是一个重要参数。取决于移动节点的速度（如移动节点是以一辆汽车的速度还是步行速度移动的）和蜂窝尺寸（如 Wi－Fi 或蜂窝），完成预认证操作所需时间将发生变化。蜂窝驻留时间，定义为下一次切换发生之前，移动节点停留在一个蜂窝中的平均时间。这个时间取决于覆盖区域和移动节点的移动速率。由此，在确定期望的预认证时间方面（对一个移动节点，应该考虑这个时间），蜂窝驻留时间是一个重要因素。

如在本章前面所述，因为预认证操作涉及六个子操作且每个子操作花费某个离散的时间量，所以在切换之前，仅有部分的这些子操作得以完成，这取决于可用的时延预算（budget）。例如，在切换之前，移动节点可能仅完成网络发现和网络层认证过程，则推迟剩下的操作，直到切换完成之后，才执行这些操作。另外，如果移动节点处在一个慢速移动的汽车中，且邻接蜂窝是间隔距离较大的，则移动节点可完成所有期望的 MPA 相关操作。提前完成所有 MPA 相关的操作降低了切换时延，但添加了其他约束，如蜂窝驻留时间。

下面给出一个预认证过程的多个例子。变量如下：

1）D = 覆盖直径。

2）v = 移动节点的速率。

3）RTT = 从 AP 到 AAA 服务器的往返时间，包括认证的处理时间 T_{auth}。

4）T_{psk} = 提前在目标 AP 上安装密钥所花时间。

给定值 $D = 100\text{ft}$[⊖]，$T_{psk} = 10\text{ms}$ 和 $RTT = 100\text{ms}$，如果移动节点仅需要完成与 MPA 相关联的预认证规程，那么可如下计算在切换完成之前一次成功 MPA 规程的各项参数：

⊖ 1ft = 0.3048m。——译者注

$$2RTT + T_{psk} < D/v, v = 100\text{ft}/(200\text{ms} + 10\text{ms}) \approx 500\text{ft/s}$$

类似地，对于一个类似蜂窝尺寸，如果作为 MPA 规程的组成部分，移动节点涉及预认证和预配置操作，它用掉 $T_{config} = 190\text{ms}$ 时间完成层 3 配置（包括 IP 地址配置），那么对于一次成功的 MPA 操作，有

$$2RTT + T_{psk} + T_{config} < D/v,\ v = 100\text{ft}/(200\text{ms} + 10\text{ms} + 190\text{ms}) \approx 250\text{ft/s}$$

由此，相比于仅有 MPA 操作的预认证部分，为能够成功地完成预认证和预配置操作，则对于这个给定的蜂窝尺寸，移动节点需要以一个较低的速度（pace）移动或它需要加快这些操作。由此，MPA 操作的程度将受限于移动节点的速率。

另外，如果移动节点确实提前很多地完成了所有预认证规程，则通过从邻接网络预留 IP 地址、为隧道建立使用资源以及为携带预认证相关的信令而使用附加带宽，它相应地用光了各项资源。由此，在预认证规程期间，在性能优势（如低时延或较低的分组丢失）和系统资源之间总是存在一项折中。这较大程度上受到网络特点、蜂窝尺寸和移动节点移动速度的制约。

11.12 结语

在本章中给出的一些标志性的切换系统的系统评估展示说明使用所建议的提前、反应和跨层优化技术有多少切换组件可一起发挥作用。例如，构建了媒体无关预认证切换系统，它使用所建议的几项提前优化技术，即预切换触发器、提前网络发现、网络层辅助的层 2 预认证、提前层 3 配置和提前绑定更新，并使用一种动态缓冲，降低切换时延并最小化分组丢失。基于可用系统资源和所需的切换性能，一个企业或无线服务提供商的一名网络架构师可从不同切换组件的优化技术集（如提前、反应或跨层）中检取和选择，并构造一个定制的移动系统。在一些情形中，网络架构师可自由地改变系统参数，但在其他情形中，也许不能改变系统参数，或不能安装新的网元。由此，基于性能要求和特定的系统限制，一个服务提供商可选择对其期望操作最优的特定优化技术。可使用建议的移动模型设计优化的切换系统，其中在服务提供商大规模地部署系统之前，可提前预测系统性能。

第12章 结 论

本章讨论一些移动优化的通用原则、贡献总结和在切换优化领域中可能的未来工作。

12.1 移动优化的通用原则

当前存在可用的多种移动协议，每种协议都有自己的强项和弱项。从历史角度看，每种这样的移动协议，在演化自己的优化技术时，都没有考虑任何通用的框架。由此，人们期望的是，为协议开发人员、移动网络设计人员和架构师提供一个指导原则集合，基于移动协议和优化技术的使用要求和适用性，这些人员计划使用这些移动协议和相关联的优化技术。在本章，总结驱动这种系统优化的基本组件和要素，并描述移动管理的系统优化基本原则。这些中的一些是协议设计方法论，一些是任何服务提供商或企业的指导原则，这些实体希望部署这些移动协议和相关的优化技术。

1）因为当前的移动协议和相关的优化技术本质上是独特的，所以当设计合适的优化技术时，对移动事件进行一项系统性的分析是有用的。

2）因为移动涉及协议栈的各层，所以重要的是，要发现一个移动节点将经历的移动类型（如层2、层3或应用层移动）。移动类型是由移动节点的移动模式（如蜂窝切换、子网切换或域切换）、移动节点上支持的应用类型和接入网类型决定的。

3）因为层2切换优化技术是接入相关的，所以重要的是考虑每个网络的接入特点，如信道访问算法（如CSMA/CA、OFDM或TDMA）。例如，一个CDMA网络将有不同于一个802.11网络的访问特点。随接入网络类型不同，使用的资源量（如信道带宽）也将不同。

4）每个移动事件（如切换）可被看作由一个原语功能集组成，如发现、配置、认证、安全关联、注册、绑定更新和媒体交付。这些原语功能的优化可相互独立地发生，但经常受益于跨层触发器。

5）一个移动事件可被看作一个离散事件动态系统，其中每项抽象功能可被看作一个特定离散事件。优化每个离散事件，可构成系统的整体优化。

6）原语功能（作为这些切换事件的组成部分）的调度，在整体系统行为（包括系统性能和资源使用）中扮演一个重要角色。

7）切换原语的调度，需要考虑抽象操作间的数据依赖关系。数据依赖关系将确定切换操作期间可能存在的并行程度。

8）在任何移动操作期间，需要避免死锁。死锁典型地是缺乏以前原语操作的数据或缺乏一项操作的资源导致的。由此，原语事件的调度应该确保存在足够的资源可用于任何种类的并行或不确定的（speculative）操作以及数据是可用的。

9）重要的是考虑一项应用所支持的传输类型（如 RTP 或 TCP），当移动节点遇到切换时，该应用运行于其上，原因是每项这样的应用有不同的性能要求（是就分组丢失、时延和抖动而言的）。

10）因为存在可用的几种移动协议且每项这样的协议适合一个特定类型的应用（如基于 RTP 或 TCP 的传输）和一种特定类型的切换（例如，层 2、层 3 或域间切换），所以一种基于策略的移动管理方案可适用于多种情形。

11）因为在每层中的原语切换操作的发生可独立于其他层中的操作，所以来自低层的跨层触发器可有助于加快高层中的切换操作。由此，任何优化框架都需要应用一些可用的跨层优化技术。IEEE 802.21 定义了一项媒体无关切换功能，该功能提供跨层触发器，加快一次切换。

12）拥有如下一个切换模型总是有用的，该模型基于调度和可用系统资源，可预测系统性能。当系统参数和资源可用性变化时，系统的性能也将变化。服务提供商可使用这样的一个切换模型，确定在一个特定场景中需要什么类型的协议和优化技术。

13）切换原语的调度大部取决于系统资源和事件间的数据依赖关系。因为切换原语的调度影响系统性能，所以可在附加系统资源的代价下，改变其调度使之满足性能要求。

14）切换操作的调度也能影响所用资源（如电池、CPU 和带宽）和系统性能（如时延和分组丢失）之间的平衡关系。由此，应该使用的优化类型，大部分取决于与资源匹配的可允许的平衡关系程度。

15）在多接口移动的情形中，因为两个接口在切换期间保持活跃状态，所以在附加资源的代价下[㊀]，中断前连接机制有助于降低时延和分组丢失。操作的重叠程度是由切换期间使用的资源量确定的。

16）相比于顺序和并行操作，在提供期望的切换性能方面（如时延和分组丢失），提前操作看来是比较有吸引力的。但是，因为为增加一次成功切换的概率，移动节点需要与多个目标网络完成提前切换相关的操作，所以当存在多个目标网络时，在资源量和性能之间存在一个平衡关系。

12.2 贡献概述

本书是专门讨论优化切换的通用理论的。一些主要贡献包括：移动事件基本性

㊀ 在附录 B 中定义了几种类型的资源。——原书注

质的识别，移动系统模型的形成，基于优化的一些基础设计原则的优化技术的设计，采用分析方法对相关联优化技术的评估，基于模型的仿真和试验。可以从如下三个主要领域总结这些贡献。

首先，本书讨论需要一个形式化系统模型，该模型可表征一个移动事件和相关联的移动优化方法论。这提供了移动事件的一种系统性的和形式化的方法，可独立于移动协议的类型使用该方法。在对与几个移动协议相关联的抽象操作的透彻分析之后，确定这些操作形成一个离散事件集，可被建模为一个离散事件动态系统。使用确定时间转换 Petri 网，对移动事件建模，并分析它的行为性质和系统性能。这基于具有如下能力，即基于系统资源的可用性和移动模型，预测系统性能。这个模型的分析和优化方法论将有助于为设计任何新的移动协议定义一组原则和指南，并在一个部署场景中评估任何特定移动协议的有效性。

开发了一个 Petri 网模型，可分析诸如死锁的行为性质，并验证任何类型切换优化的系统性能，这些切换优化支持技术内、技术间、同时和多层移动性。这个模型也可实施这些优化技术的切换性能和系统资源之间的一项平衡分析。基于模型的方法，提供了在资源约束下定义各种切换调度的能力，并可确定（在切换组件间可能的）并行程度和提前操作。

其次，为不同切换组件开发了一系列优化技术（如反应式、提前式和并行式），并为验证这些优化技术实施了大量试验。将这些优化技术应用到不同的移动场景，如同时移动、多层移动、组播移动和多接口移动，并将结果与非优化版本的结果进行了比较。这一系列的试验提供了一种系统性的方法论，可以一种重复性的方式加以实施，并用来优化不同的切换组件。

第三，描述了一个基于层次结构范围的组播架构，使用接入网中的中介，支持组播流化。提出的这个架构，引入了一种新颖的本地广告插入技术以及本地和全局节目之间的节目管理。开发了一些优化技术，在一个基于层次结构的环境中支持组播流量的快速切换。通过降低加入延迟，这些技术基于中介的提前触发和应用层触发方法，加快组播流交付。

12.3 未来工作

本书为移动事件的一种系统性方法奠定了基础，使用 Petri 网采用一个形式化模型可分析移动事件。但是，可增强移动事件的这种基于模型的分析使之对无线和移动部署共同体更加有用。下面是未来工作内容的一个列表，我们认为除本书涵盖的内容外，这些是人们寻求探索的研究项目：

1）虽然使用这个模型验证了一些移动优化技术，但可对该模型进行增强，研究任何类型移动协议的行为性质和系统性能，这些协议如传输层协议和其他类型网络（如自组织网络）中的移动性。

2）使用当前模型，能够研究和检测行为性质（如系统死锁），探究特定调度的异常，之后比较各种调度，如提前式、反应式和并发调度。可增强该模型，从而可以一种自动方式使用它，在给定一个资源约束集的条件下，产生切换操作的一个特定调度和一个依赖关系图。为以可用的资源提供期望的服务质量，自动产生切换操作的调度，将帮助人们使用正确的协议集合。

3）使用系统性的移动功能分析可设计适合自己的需求集合的一个定制移动协议。当前，任何移动事件依赖于一个协议集合，每个协议实施自己的期望功能(如用于IP地址获取和服务器发现的DHCP)。但是，当以一种解耦方式单独使用时，每个这样的协议添加额外的开销。使用模型，可设计一个完备的移动协议，该协议将为每项期望的功能定义其自己的协议集，而不是使用现有的协议集。

4）使用当前的Petri网模型，仅研究移动节点的资源参数。基于所有网元（移动事件中涉及的）的资源参数，可增强这个模型，预测性能。其他系统要素可包括层2附接点（如一个接入点）、层3附接点（如一台路由器）和网络中的路由器。对于期望有一项优化服务部署的任何无线服务提供商，分布式资源度量将是有用的。

5）关键技术的形式化、系统模型的依赖关系以及计算或预测优化度量元的能力，这些为移动优化的自动发现和实现提供了一个基础。对第3章中定义的移动协议的功能组件规范进行了展望，之后提出搜索应用特定或语境特定优化的工具，如缓存技术、提前技术或跨层技术。

附　　录

附录 A　用于应用层发现的 RDF 方案

在本附录中，给出一个样例 RDF 方案（见图 A.1），可用于采用 IEEE 802.21 的信息发现。出于简洁性考虑，仅提供方案的一个子集。给出包括类及其关联性质的基本集和扩展集的一个组合体的多个例子。例如，一个网络类将有类型 L2 和 L3 的多个属性，而一个 L2 类将有诸如 network - id、operator（运营商）、location（位置）和邻居信息等属性。

```
<?xml version="1.0"?>
<!DOCTYPE rdf:RDF [
 <!ENTITY rdf 'http://www.w3.org/1999/02/22-rdf-syntax-ns#'>
 <!ENTITY rdfs 'http://www.w3.org/2000/01/rdf-schema#'>
 <!ENTITY mihbase 'URL_TO_BE_ASSIGNED'>
 ]>

<rdf:RDF xmlns:rdf="&rdf;" xmlns:rdfs="&rdfs;"
xmlns:mihbase="&mihbase;"
 xml:base="&mihbase;">

<rdfs:Class rdf:ID="Network">
 <rdfs:subClassOf rdf:resource="&rdfs;Resource"/>
<rdfs:comment>

The network class has two properties, namely l2 for layer 2 information
and l3 for higher-layer information. Any property can be added to this
class in an extended schema.
 <rdfs:comment/>
</rdfs:Class>
<rdf:Property rdf:ID="l2">
 <rdfs:domain rdf:resource="#Network"/>
 <rdfs:range rdf:resource="#L2"/>
 <rdfs:comment>
This property is of type L2 class.
 <rdfs:comment/>
</rdf:Property>

<rdf:Property rdf:ID="l3">
 <rdfs:domain rdf:resource="#Network"/>
 <rdfs:range rdf:resource="#L3"/>
 <rdfs:comment>
This property is of type L3 class.
 <rdfs:comment/>
</rdf:Property>

<rdfs:Class rdf:ID="L2">
 <rdfs:subClassOf rdf:resource="&rdfs;Resource"/>
 <rdfs:comment>
```

图 A.1　信息服务的样例 RDF 方案

```
The L2 class has properties that are specific to the link layer. These
properties include network-id, operator, location, and
neighbor-information properties. Any property can be added to this
class in an extended schema.
 <rdfs:comment/>
</rdfs:Class>
<rdf:Property rdf:ID="operator">
 <rdfs:domain rdf:resource="#L2"/>
 <rdfs:range rdf:resource="&rdfs;Literal"/>
 <rdfs:comment>
This property contains a name of the operator. It could be the same as
the network-id property.
 <rdfs:comment/>
</rdf:Property>
<rdf:Property rdf:ID="network-id">
 <rdfs:domain rdf:resource="#L2"/>
 <rdfs:range rdf:resource="&rdfs;Literal"/>
 <rdfs:comment>
This property contains an identifier of the network. It may contain an
SSID.
<rdfs:comment/>
</rdf:Property>
</rdf:RDF>
```

图 A.1　信息服务的样例 RDF 方案（续）

在图 A.2 中，以 ASN.1 格式给出样例原语，可作为一个 RDF 方案的组成部分加以传输。

```
Network ::= ENUMERATED{L2info, L3info, Location}
L2info ::= ENUMERATED {802.11, 802.16, GSM, GPRS, W-CDMA, cdma2000}
L3info ::= ENUMERATED {IPv4, IPv6}
Location ::= SEQUENCE {
                        Geo-location ::= String
                        Civic-addr ::= String
                       }
802.11 ::= SEQUENCE {
                     Standards ::= BITMAP{802.11a, 802.11b, 802.11g}
                     SSID_Network_Name ::= String(SIZE(1..32))
                     BSSID ::= NumericString(SIZE(6))
                     Channel ::= INTEGER
                     Phy ::= ENUMERATED{CCK, DSSS, OFDM}
                     Data_Rates ::= INTEGER
                     Network_Service_Provider_Code ::= String
                     Network_Service_Provider_Name ::= String
                     Network_Service_Provider_Tariff ::= String
                     Cipher Suites ::= BITMAP {WEP, TKIP, AES-CCMP}
       Authenticated_Key_Management_Suites::=BITMAP{WEP,Psk,802.1x}
           KeyManagementProtocol::=ENUMERATED{11i4WayHandshake}
         Quality_of_Service ::= ENUMERATED {802.11e}
         Cost ::= INTEGER
         Roaming_List ::= String
         Mobility ::= ENUMERATED {802.11r, 802.11u, 802.21, PreAuth}
                  }
IPv4 ::= SEQUENCE{
               Router_Address ::= String
                     DHCP_Server_Address ::= String
                     DomainName ::= String
                     Subnet ::= String
                     SIP_Server_Address ::= String
```

图 A.2　ASN.1 原语的 RDF 方案

```
    KeyManagementProtocol ::= ENUMERATED{IKEv1, IKEv2}
                      Authentication ::= ENUMERATEED{PANA, UAM}
                      PacketCiphering ::= ENUMERATED{IPsec}
                      Internet_Service_Provider_Code ::= String
                      Internet_Service_Provider_Name ::= String
                      Internet_Service_Provider_Tariff ::= ???
                      Mobility ::= ENUMERATED {MIPv4, CT, CARD,
      Preauth}
  Quality_of_Service ::= ENUMERATED{...}
                      VPN_Gateway_Address ::= String
                      NAT_Address ::= String
                      }
  MIPv4 ::= SEQUENCE{
                      HomeAgent_Address ::= String
                      ForeignAgent_Address ::= String }
  PANA ::= SEQUENCE{
                      PAA_Address ::= String
                      EP_Address ::= String }
```

图 A.2　ASN.1 原语的 RDF 方案（续）

附录 B　移动相关术语的定义

定义一些移动相关的术语（经常在切换和优化语境中使用）是有用的。在本附录中，介绍一些相关术语，包括从 RFC 3753（Manner 和 Kojo 2004）和 ITU - T X. 200（ITU - T 2004）拿来的一些术语，这些对切换优化是有用的，并已经用在本书各章。

定义 B.1　一个移动节点（mobile node，MN）是这样一个节点，它能够在各层间（层 2 或层 3）改变它的网络附接点。

一个移动节点可以是一台移动主机（带有转发功能）或一台移动路由器（带有转发功能）。一个移动节点可有多个接口。

定义 B.2　一个接口标识符（interface identifier）是这样一个唯一的标识符，被指派到一个节点的一个特定接口，用之可为数据传递进行寻址。

取决于特定配置，一个接口标识符可以是一个层 2 或层 3 标识符。例如，一个 MAC 地址可被定义为一个层 2 标识符，而一个 IP 地址是一个层 3 标识符。

定义 B.3　一个设备标识符（device identifier）是固定的和永久的一个唯一标识符，是在设备制造期间指派到它的。

一个典型的设备标识符可以是一个基于 IP 的设备的 MAC 地址或一台蜂窝设备的电子序列号（ESN）。如果多个接口指派到一台设备，则每个接口将有一个唯一的 MAC 地址。

定义 B.4　一个网络附接点（network point of attachment，PoA）定义为链路的远端端点，该链路将一个移动节点连接到与一个唯一链路层或层 3 标识符关联的网络。这些可分别定义为 L2 PoA 或 L3 PoA。

一个附接点可以是一个层 2 或层 3 附接点。例如，一个 802.11 接入点或 CDMA 基站可被定义为一个层 2 附接点，而一台路由器可看作一个层 3 附接点。老的附接点（oPoA）定义为链路切换之前，移动节点的附接点。新的附接点（nPoA）是移动节点的新附接点，是由链路切换事件导致的结果。

定义 B.5 路径识别（path identification）定义一个移动节点和网络附接点之间的唯一连接。

一个路径标识符定义为一对接口标识符，其中一个标识符与移动节点关联，另一个标识符与网络的附接点关联。

定义 B.6 终端识别（terminal identification）定义与一台固定或移动终端关联的唯一通信接口，可被用来在两个端点之间建立一条连接，并维护这条连接。

一个终端标识符可以是与任何终端关联的一个网络接口的 MAC 地址或 IP 地址，或一个移动端点的 IMEI（国际移动设备身份）。在一些情形中，单个终端可有多个网络接口，导致主从终端识别，处理故障倒换或负载均衡功能特征。

定义 B.7 用户识别（user identification）定义一名用户的唯一性，此时不考虑用户正使用的设备，或在一个移动环境中设备的附接点或位置。

一个用户标识符可以是与用户的归属域或归属 PLMN 最相关联的 URI（唯一资源标识符）形式。一名用户的 URI 到用户设备终端标识符的动态映射，当用户从网络移动到网络时，支持在两个用户之间建立一条连接，并维护连接。

定义 B.8 一个无线电蜂窝（radio cell）是一个地理域，其中一个接入点提供无线电覆盖，在一个移动节点和特定接入点之间的无线电通信是可能的。

一个移动节点使用一个无线电蜂窝与网络的附接点通信。

定义 B.9 一个子网（subnet）是连通网络节点的一个逻辑组，其中两台主机通过一条层 2 连接可进行通信，不需要一个层 3 实体。

在 IP 网络中，一个子网中的各节点共享一个共同的网络掩码（在 IPv4 中）或一个网络前缀（在 IPv6 中）。在一个子网内的所有主机可在一跳内到达，意味着一个子网中的所有主机是连接到相同的层 3 链路的。

定义 B.10 一台接入路由器（access router）驻留在一个接入网络的边缘，连接到一个或多个接入点。

一台接入路由器为移动节点提供 IP 连接，作为它当前正在服务的移动节点的一台默认路由器。一台接入路由器可包括超出简单转发服务（由常规 IP 路由器提供）的功能，如缓冲、打隧道和缓存。

定义 B.11 一个接入网（access network，AN）是一个 IP 网络，它包括一台或多台接入网络路由器。

一个接入网络由多个子网组成，可连接到相同接入路由器或多台路由器。

定义 B.12 一个管理域（administrative domain）是出于管理目的，在同一管理控制下并归组在一起的网络集合。

定义 B.13 服务接入路由器（serving access router，SAR）是当前向一个移动节点提供连接的接入路由器。

这通常是当移动节点去往一个新的接入路由器时（此时服务接入路由器接管以前接入路由器的角色）的离开点。同时可能有服务一个移动节点的几台服务接入路由器。

定义 B.14 下一接入路由器（next access router，NAR）是在一次切换之后，向一个移动节点提供连接的接入路由器。

定义 B.15 前一接入路由器（previous access router，PAR）是在一次切换之前，向一个移动节点提供连接的接入路由器。这是将不再或已经不再向移动节点提供连接的服务接入路由器。

定义 B.16 一台候选接入路由器（candidate access router，CAR）是可向一个移动节点实施一次切换的一台接入路由器。

定义 B.17 锚点 MSC（anchor MSC）是由之发起一次切换的 MSC。

在一个 GSM 网络的一次切换期间，在前向切换和后向切换的情形中，锚点 MSC 处在数据路径中，协助降低分组丢失。

定义 B.18 目标 MSC（target MSC）是应该向其切换的 MSC。

目标 MSC 指令基站向一个移动节点指派一条隧道，一名用户拟移动到该基站的无线电覆盖区。

定义 B.19 切换（handover）是这样的过程，其中一个活跃的移动节点改变它的网络附接点，或尝试这样一次改变的过程。

接入网可提供最小化过程中出现中断的特征，这被称作“优化的切换”。术语 handover 与 handoff 经常互换使用（均译为切换）。

定义 B.20 层 2 切换（layer 2 handover）是一种类型的切换，其中 MN 在连接到同一接入路由器接口的各接入点之间改变接入点。

这种类型的切换对 IP 层中的路由是透明的。

定义 B.21 层 3 切换（layer 3 handover）是一种类型的切换，其中移动节点在连接到不同子网络接口的各接入点（或无线电信道的某种其他特征）之间改变接入点。

子网接口可将同一台路由器的两个不同接口或两台不同路由器连接起来。在这种类型的切换期间，移动节点移动到一个新的子网。

定义 B.22 漫游（roaming）涉及运营商之间的正式协议，使一个移动节点从一个外地网络得到连接能力。

漫游包括这样的功能，用户使用这样的功能可将其身份发送到本地接入网络，从而可激活接入网络间协议，使 MN 家乡网络中的服务和应用可用于拜访网络中的用户。

定义 B.23 系统资源（systems resources）是移动主机上的资源，在一次切换

事件期间可由不同的基本操作共享使用。

这些资源可包括移动节点资源（如 CPU 周期和电池能量）和网络资源［例如在一个特定接入信道上每单位时间可发送的字节数（如每用户带宽）］。

定义 B.24　网络资源参数（network resource parameters）是实施各种切换相关操作的各项参数。

这些资源参数可包括无线参数，如信道号、频率、认证算法和认证服务器。一个移动节点使用这些参数携带切换相关的操作。

定义 B.25　一个转交地址（care - of address，CoA）是当一个移动节点访问一条外地链路时与节点关联的一个 IP 地址，这个 IP 地址的子网前缀是一个外地子网前缀。

寻址到一个移动节点的一条分组，当移动节点离开家乡且注册一个转交地址，它到达移动节点的家乡网络时，将由家乡网络中的家乡代理转发到那个转交地址。

定义 B.26　一个家乡地址（home address，HoA）是指派到一个移动节点的一个 IP 地址，用作移动节点的永久地址。

这个地址处在移动节点的家乡链路内。标准 IP 路由机制，将目的地为一个移动节点的家乡地址的分组交付到它的家乡链路。

定义 B.27　绑定（binding）可被定义为一个关联，其中 N 个实体支持无连接模式，做法是维护与合适的 N 个 SAP 的一种绑定关系，它将无连接数据交付到 $(N+1)$ 个实体（ITU - T X.200）。

例如，在移动的情形中，一个绑定可以是移动节点的一个临时转交地址（在被拜访节点中得到的）和永久家乡地址之间的一种关联关系，从而来自通信节点的数据可被路由到移动节点。

定义 B.28　封装（encapsulation）是将控制信息添加为任何协议数据帧的过程，这经常是出于路由目的的。那个协议的所有控制开销和数据都被看作封装之后的数据。

经常用于移动 IP 中的 IP - IP 封装和用于 IPSec 中的 ESP 封装是封装的例子。

定义 B.29　一个家乡代理（home agent）是一个移动节点的家乡链路上的一台路由器，移动节点向之注册它的当前转交地址。

当一个移动节点离开家乡时，家乡代理在家乡链路上，截获目的地为移动节点家乡地址的分组，封装这些分组，并将它们以隧道方式传递到移动节点注册的转交地址。

定义 B.30　一个外地代理（foreign agent）是一个移动节点拜访网络上的一个节点，它截获来自家乡代理的流量，并将之交付到连接到相同拜访节点（译者注：应该是拜访网络）的移动节点。

当一个移动节点连接到一个拜访网络时，它可使用一个外地代理作为转交地址，从而目的地为移动节点的各分组可由外地代理捕获，并交付到处于外地网络中

的移动节点。

定义 B. 31 一个封装代理（encapsulation agent）封装数据，并将之发送到一个解封装代理，后者去除首部，并将数据交付到目标节点。

一个家乡代理是一个封装代理，它使用源和目的 IP 首部封装数据流量，并将之发送到外地代理，外地代理将分组交付到目标节点。

定义 B. 32 一个解封装代理（decapsulation agent）与一个封装代理通信，并通过去除首部而解封装数据。

一个外地代理是一种类型的解封装代理，它解封装一条 IP - IP 隧道，并将数据交付到移动主机。

定义 B. 33 一条绑定更新（binding update，BU）消息指明一个移动节点的当前移动绑定，特别是它的转交地址。

一个移动节点可将其绑定更新直接发送到其他通信节点，或发送到家乡代理，将其家乡地址与转交地址关联起来。

定义 B. 34 打隧道（tunneling）是在两个端点之间建立一条点到点虚链路的一个过程。做法是将一个封装首部添加到数据，从而它可正确地在一条隧道上进行路由。

一个家乡代理使用一种打隧道机制，将数据从家乡网络发送到一个拜访网络中的一个外地代理或一个移动节点。

定义 B. 35 一条双向隧道（bidirectional tunnel）是两个通信节点之间的一条隧道，其中可在任意方向的隧道上发送数据。

在移动 IP 的双向隧道模式操作中，家乡代理和外地代理作为封装和解封装代理。

定义 B. 36 水平切换（horizontal handover）涉及在相同类型的（就覆盖、数据速率和移动性而言）接入点之间（如 UMTS 到 UMTS 或 802. 11 到 802. 11）移动的移动节点。

一次水平切换也称作一次技术内切换。

定义 B. 37 垂直切换（vertical handover）涉及在不同类型接入点之间（如 UMTS 到 802. 11 或相反情形）移动的移动节点。

一次垂直切换也称作一次技术间切换。

定义 B. 38 移动节点发起的切换（mobile - initiated handover）要求移动节点是做出发起切换初始决定的一个节点。

定义 B. 39 网络发起的切换（network - initiated handover）要求网络做出发起切换的初始决定。

定义 B. 40 切换延迟（handover latency）是一个移动节点最后能够发送和/或接收一条 IP 分组［通过 PAR（前一接入路由器）］的时间和移动节点能够发送和/

或接收一条 IP 分组［通过 NAR（下一接入路由器）］的时间之间的差。

定义 B.41 平滑切换（smooth handover）是一种切换类型，其中当移动节点从一个基站转换到另一个基站时没有会话中断发生。

平滑切换目标主要在于最小化分组丢失，没有特别关注分组转发中的附加时延。

定义 B.42 快速切换（fast handover）目标主要在于最小化切换延迟，没有特别关注分组丢失。

但是，最小化切换延迟典型地导致分组丢失的降低。

定义 B.43 宏移动（macromobility）定义为当一个移动节点在属于两个不同子网的两个网络间移动时发生的。这些子网可属于相同行政管理域或不同行政管理域。

当一个移动节点要进行宏移动时，需要层 3 移动支持和相关联的地址注册规程。接入网络间切换典型地涉及宏移动协议。移动 IP 可被看作提供宏移动解决方案的一种方式。

定义 B.44 微移动（micromobility）通常指一个移动域内的一个终端的移动，其中一个移动域可受限于一个管理域内的一个子网或子网集合（collection）。

微移动协议利用移动的局部性，做法是在不需要与移动 IP 交互通信的条件下，将移动相关的改变和信令限制在接入网络。IP 微移动架构的一些著名例子包括 HAWAII（切换感知的无线接入因特网架构）、蜂窝 IP 和 HMIP（层次结构移动 IP）。

定义 B.45 在一次中断前连接切换（make - before - break handover）期间，在老的连接路径中断前，移动节点准备新的连接路径。

由此，如果一个移动节点有多个接口，它就能够使用接口之一与老 AR 和新 AR 同时通信。但是，仅有一个接口用于发送数据，而另一个接口介入到切换准备中。另外，第二个接口的多项切换相关的操作可由第一个接口实施。当移动节点有单个接口时，使用一个虚拟接口支持中断前连接切换。

定义 B.46 在一次连接前中断切换（break - before - make handover）期间，在实施新连接之前，移动节点中断现有连接。

在一次连接前中断切换中，存在可感知到的（appreciable）切换时延量，原因是第二个接口仅在第一个接口断开之后才上线。如果切换涉及单个接口，则在新网络中再次配置同一接口。

定义 B.47 域内切换（intradomain handover）指这样一个切换场景，其中一个移动节点的移动受限于一个域。

一个“域”可定义为一个行政管理域、一个基于 DNS 的域或以一个移动代理为锚点的一个移动域。到 1989 年时定义了几种类型的域。

定义 B. 48　域间切换（interdomain handover）指这样一个切换场景，其中一个移动节点在两个域之间移动。

这两个域可以是两个不同的行政管理域，每个域带有自己的锚点移动代理。

定义 B. 49　路由优化（route optimization）是通过为数据转发准备一条直接路径，而最小化通信节点之间数据路径的一个过程。

当一个移动节点改变它的网络标识符时，数据被重新路由到一个新的附接点，也许要走一条较长的路由。路由优化有助于维护通信节点之间的一条直接路径。

定义 B. 50　网络辅助的移动节点和网络控制的（NAMONC）切换使一个移动节点介入到一个预期的 IP 层切换规程。

所以在移动节点完成 L2 切换之前，在实施一次预期的 L3 切换时，移动节点得到网络的辅助。

定义 B. 51　网络发起的移动节点终结的（NIMOT）切换，支持网络发起一次切换，并代表移动节点提前注册。

这种切换方法支持在新附接点处服务的快速建立，从而最小化实时应用对切换的影响。

定义 B. 52　在处理必要的 RSS 测量和切换决策中，网络控制的切换（network - controlled handoff）（NCHO）涉及网络。

NCHO 用于诸如高级移动电话系统（AMPS）的第一代蜂窝系统中，其中移动电话交换局（MTSO）负责整个切换决策。

定义 B. 53　在做出 RSS 测量并将测量数据周期性地发送 BS 过程中，移动节点辅助的切换（mobile - assisted handof，MAHO）涉及移动节点。

MAHO 用于全球移动通信系统（GSM），其中基于接收到的测量数据，BS 或 MSC 决定何时进行切换。

定义 B. 54　通过将全部控制赋予 MS，移动节点控制的切换（mobile - controlled handoff，MCHO）扩展 MS 的角色。

MS 和 BS 都进行必要的测量，BS 将这些测量结果发送给 MS。之后 MS 基于从 BS 得到的信息和自己的信息决定何时实施切换。

定义 B. 55　在一个连接状态（connected state）期间，一个移动节点处在从一个通信节点主动地接收数据过程中。

在所有切换操作完成之后，移动节点进入一个连接模式。

定义 B. 56　在一个断开状态（disconnected state）期间，一个移动节点不从一个通信节点接收任何数据。

当一个移动节点处在切换到一个网络中一个新附接点过程中时，称之处在断开模式中。

定义 B. 57　加入延迟（join latency）定义为一台主机加入一个组和路由器将

一条组播分组发向该移动节点之间所消逝的时间。

一个移动节点可发送一条非请求加入请求到路由器，触发一条组播流，失败时，它可等待对路由器的查询进行响应。

定义 B.58 离开延迟（leave latency）定义为最后一台主机离开一个组的时刻与路由协议被通知不再有组播成员时之间的时间。

为降低离开延迟，离开该组的最后一台移动节点向所有路由器组播地址发送一条组离开消息，从而路由器对组播树实施剪枝。在没有来自移动节点的一条特定组离开报告的情况下［如在IGMPv1（因特网组管理协议）］，路由器需要等待，直到它没有从任何客户端接收到一条应答时才退出等待。

参考文献

3GPP (2005) 3GPP System to Wireless Local Area Network (WLAN) Interworking: Systems Description, TS23.234 v6.10.0 2005.

3GPP (2008) Feasibility Study on Multimedia Session Continuity, 3GPP TR23893.

3GPP (2009) Architecture Enhancements for Non-3GPP Accesses, TS23.402 v9.5.0.

Aboba B and Simon D (1999) PPP EAP TLS Authentication Protocol. RFC 2716, Internet Engineering Task Force.

Aboba B, Blunk L, Vollbrecht J, Carlson J, and Levkowetz E (2004) Extensible Authentication Protocol (EAP). RFC 3748, Internet Engineering Task Force.

Aboba B, Carlson J, and Cheshire S (2006a) Detecting Network Attachment in IPv4 (DNAv4). RFC 4436, Internet Engineering Task Force.

Aboba B, Simon D, Eronen P, and Levkowetz H (2006b) Extensible Authentication Protocol (EAP) Key Management Framework. IETF Draft (work in progress).

Acharya A, Bakre A, and Nath B (1995) IP Multicast Extensions for Mobile Internetworking. Technical Report LCSR-TR-243, Department of Computer Science, Rutgers University, New Brunswick, NJ.

Almeroth K (2000) A long-term analysis of growth and usage patterns in the multicast backbone (MBone). Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE Infocom), Tel Aviv, Israel.

Almeroth K and Ammar M (1997) Multicast group behavior in the Internet's multicast backbone (MBone). *IEEE Communications Magazine* **35**(6), 124–129.

Almesberger W, Boudec JY, and Oechslin P (1997) Application REQuested IP over ATM (AREQUIPA). RFC 2170, Internet Engineering Task Force.

Amadio R and Prasad S (1998) Modelling IP mobility, in *CONCUR'98: Concurrency Theory: 9th International Conference* (eds D Sangiorgi and R de Simone). Springer, pp. 301–316.

Antoniadis P, Courcoubetis C, and Strulo B (2005) Incentives for content availability in memory-less peer-to-peer file sharing systems. *SIGecom Exchange* **5**(4), 11–20.

Arabshian K and Schulzrinne H (2004) Gloserv: Global service discovery architecture. First Annual International Conference on Mobile and Ubiquitous Systems: Networking and Services (Mobiquitous).

Arkko J, Aboba B, Kohonen J, and Bari F (2008) Network Discovery and Selection Problem. RFC 5113, Internet Engineering Task Force.

Baker M, Zhao X, Cheshire S, and Stone J (1996) Supporting mobility in MosquitoNet. Proceedings of the 1996 USENIX Technical Conference, pp. 127–140.

Ballardie T, Francis P, and Crowcroft J (1993) Core based trees (CBT), in *SIGCOMM Symposium on Communications Architectures and Protocols* (ed. D Sidhu). ACM, San Francisco, pp. 85–95. Also in *Computer Communication Review* **23**(4), Oct. 1992.

Bargh MS, Hulsebosch B, Eertink H, Prasad A, Wang H and Schoo P (2004) Fast authentication methods for handovers between IEEE 802.11 wireless LANs. Second ACM International Workshop on Wireless Mobile Applications and Services on WLAN Hotspots, Philadelphia, PA,.

Baset S and Schulzrinne H (2006) An analysis of the Skype peer-to-peer Internet telephony protocol, in *IEEE INFOCOM 2006 – IEEE International Conference on Computer Communications*. IEEE, pp. 2695–2705.

Bauer M, Schefczik P, Soellner M, and Speltacker W (2003) Evolution of the UTRAN architecture, in *4th International Conference on 3G Mobile Communication Technologies, 2003 (3G 2003)*, IEE Conf. Publ. No. 494. IEE, pp. 244–248.

Baugher M, McGrew D, Naslund M, Carrara E, and Norrman K (2004) The Secure Real-Time Transport Protocol (SRTP). RFC 3711, Internet Engineering Task Force.

Belhe U and Kusiak A (1993) Performance analysis of design process using timed Petri nets. *Concurrent Engineering* **1**(3), 147.

Berners-Lee T, Fielding R, and Masinter L (1998) Uniform Resource Identifiers (URI): Generic Syntax. RFC 2396, Internet Engineering Task Force.

Boussinot F and de Simone R (1991) The ESTEREL language. *Proceedings of the IEEE* **79**(9), 1293–1304.

Brik V, Mishra A, and Banerjee S (2005) Eliminating handoff latencies in 802.11 WLANs using multiple radios: Applications, experience, and evaluation. ACM SIGCOMM IMC, Berkeley, CA.

Buragohain C, Agrawal D, and Suri S (2003) A game theoretic framework for incentives in P2P systems, in *Proceedings of the Third International Conference on Peer-to-Peer Computing (P2P2003)*. IEEE Computer Society, Washington, DC, p. 48.

Buttyán L, Holczer T, and Schaffer P (2005) Spontaneous cooperation in multi-domain sensor networks, in *Security and Privacy in Ad-hoc and Sensor Networks, Second European Workshop, ESAS 2005, Visegrad, Hungary, July 13–14, 2005: Revised Selected Papers* (eds R Molva, G. Tsudik, and D Westhoff), Lecture Notes in Computer Science 3813. Springer, pp. 42–53.

Cabellos-Aparicio A, Núñez-Martínez J, Julian-Bertomeu H, Jakab L, Serral-Gracià R, and Domingo-Pascual J (2005) Evaluation of the fast handover implementation for mobile IPv6 in a real testbed, in *Operations and Management in IP-Based Networks* (eds P Dini, S Jürgen, T Magedanz, and ERM Madeira). Springer, pp. 181–190.

Cain B, Deering S, Kouvelas I, Fenner B, and Thyagarajan A (2002) Internet Group Management Protocol, Version 3. RFC 3376, Internet Engineering Task Force.

Calhoun P, Hiller T, Kempf J, McCann P, Pairla C, Singh A, and Thalanany S (2000) Foreign Agent Assisted Hand-off. Internet-Draft, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Calhoun P, Loughney J, Guttman E, Zorn G, and Arkko J (2003a) Diameter Base Protocol. RFC 3588, Internet Engineering Task Force.

Calhoun P, Montenegro G, and Perkins C (2003b) Mobile IPv4 Regional Registration. Internet-Draft draft-ietf-mobileip-reg-tunnel-08, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Camarillo G, Eriksson G, Holler J, and Schulzrinne H (2002) Grouping of Media Lines in the Session Description Protocol (SDP). RFC 3388, Internet Engineering Task Force.

Campbell AT, Gomez J, Kim SH, Valko AG, and Wan CY (2000) Design, implementation, and evaluation of cellular IP. *IEEE Personal Communications* **7**(4), 42–49.

Cao X and Ho Y (1990) Models of discrete event dynamic systems. *IEEE Control Systems Magazine* **10**(4), 69–76.

Carli M, Neri A, and Picci AR (2001) Mobile IP and cellular IP integration for inter access networks handoff, in *Conference Record of the International Conference on Communications (ICC), Helsinki*. IEEE, pp. 2467–2471.

Carpenter B (2000) Internet Transparency. RFC 2775, Internet Engineering Task Force.

Carson M and Santay D (2003) NIST Net: A Linux-based network emulation tool. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* **33**(3), 111–126.

Chandra R, Bahl V, and Bahl P (2004) MultiNet: Connecting to multiple IEEE 802.11 networks using a single wireless card. Proceedings of the IEEE INFOCOM Conference.

Chandra R, Padmanabhan VN, and Zhang M (2006) WiFiProfiler: Cooperative diagnosis in wireless LANs, in *MobiSys* 2006, pp. 205–219. ACM Press, New York.

Chandra R, Padhye J, Ravindranath L, and Wolman A (2007) Beacon-stuffing: Wi-Fi without associations. Eighth IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, 2007 (Hot Mobile 2007), pp. 53–57.

Chen Y and Mary Q (2003) Soft Handover Issues in Radio Resource Management for 3G WCDMA Networks. Department of Electronic Engineering, Queen Mary University of London.

Cheshire S, Aboba B, and Guttman E (2005) Dynamic Configuration of IPv4 Link-Local Addresses. RFC 3927, Internet Engineering Task Force.

Chiba T, Dutta A, and Schulzrinne H (2007) Trombone routing mitigation techniques for IMS/MMD networks. Proceedings of IEEE WCNC, Hong Kong.

Chiba T, Yokota H, Dutta A, Chee D, and Schulzrinne H (2008) Route optimization for Proxy Mobile IPv6 in IMS network. Proceedings of the 2008 International Conference on Signal Processing and Communication Systems.

Choi J (2005) Goals of Detecting Network Attachment in IPv6. RFC 4135, Internet Engineering Task Force.

Clancy T and Tschofenig H (2009) Extensible Authentication Protocol – Generalized Pre-Shared Key (EAP-GPSK) Method. RFC 5433, Internet Engineering Task Force.

Clancy T, Nakhjiri M, Narayanan V, and Dondeti L (2008) Handover Key Management and Re-Authentication Problem Statement. RFC 5169 (Informational), Internet Engineering Task Force.

Coffman E, Elphick M, and Shoshani A (1971) System deadlocks. *Computing Surveys* **3**(2), 67–78.

Combs G et al. (2004) Ethereal: A network protocol analyzer. Software on line, http://www.wireshark.org (accessed November 12, 2013).

Conta A and Deering S (1998) Generic Packet Tunneling in IPv6 Specification. RFC 2473, Internet Engineering Task Force.

Cruz Filho F, Maciel P, Barros E, and de Informatica C (2000) Using Petri Nets for Data Dependency Analysis, in *Proceedings of IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics, Nashville, TN*, vol. 4. IEEE, pp. 2998–3003.

Cuervo F, Greene N, Rayhan A, Huitema C, Rosen B, and Segers J (2000) MEGACO Protocol Version 1.0. RFC 3015, Internet Engineering Task Force.

Cuninghame-Green R (1991) Minimax algebra and applications. *Fuzzy Sets and Systems* **41**(3), 251–267.

Das S, Misra A, Agrawal P, and Das S (2000) TeleMIP: Telecommunications-enhanced mobile IP architecture for fast intradomain mobility. *IEEE Personal Communications* **7**(4), 50–58.

Das S, Dutta A, McAuley A, Misra A, and Das S (2002) IDMP: An intradomain mobility management protocol for next-generation wireless networks. *IEEE Wireless Communications* **9**(3), 38.

Das S, Tauil M, Cheng Y, Dutta A, Baker D, Yajnik M, Famolari D, et al. (2009) IEEE 802.21: Media independent handover: Features, applicability, and realization. *IEEE Communications Magazine*, p. 113.

Day M, Rosenberg J, Sugano H (2000) A Model for Presence and Instant Messaging. RFC 2778, Internet Engineering Task Force.

de Laat C, Gross G, Gommans L, Vollbrecht J, and Spence D (2000) Generic AAA Architecture. RFC 2903, Internet Engineering Task Force.

Deering S and Hinden R (1998) Internet Protocol, Version 6 (IPv6) Specification. RFC 2460, Internet Engineering Task Force.

Deering SE, Estrin D, Farinacci D, Jacobson V, Liu CM, and Wei L (1994) An architecture for wide-area multicast routing. SIGCOMM Symposium on Communications Architectures and Protocols, London, pp. 126–135.

del Prado Pavon J and Choi S (2003) Link adaptation strategy for IEEE 802.11 WLAN via received signal strength measurement, in *IEEE International Conference on Communications*. IEEE, pp. 1108–1113.

Devarapalli V, Wakikawa R, Petrescu A, and Thubert P (2005) Network Mobility (NEMO) Basic Support Protocol. RFC 3963, Internet Engineering Task Force.

Dierks T and Allen C (1999) The TLS Protocol Version 1.0. RFC 2246, Internet Engineering Task Force.

Dreibholz T, Jungmaier A, and Tuxen M (2003) A new scheme for IP-based Internet-mobility, in *Conference on Local Computer Networks*, vol. 28. IEEE, pp. 99–108.
Droms R (1997) Dynamic Host Configuration Protocol. RFC 2131, Internet Engineering Task Force.
Droms R (1999) Procedure for Defining New DHCP Options. RFC 2489, Internet Engineering Task Force.
Droms R (ed.), Bound J, Volz B, Lemon T, Perkins C, and Carney M (2003) Dynamic Host Configuration Protocol for IPv6 (DHCPv6). RFC 3315, Internet Engineering Task Force.
Duong H, Dadej A, and Gordon S (2004) Proactive context transfer in WLAN-based access networks, in *Proceedings of the 2nd ACM International Workshop on Wireless Mobile Applications and Services on WLAN Hotspots*. ACM, New York, pp. 61–70.
Dutta A and Schulzrinne H (2001) A streaming architecture for next generation Internet, in *Conference Record of the International Conference on Communications (ICC), Helsinki*. IEEE, p. 7,
Dutta A and Schulzrinne H (2004) MarconiNet: overlay mobile content distribution network. *IEEE Communications Magazine* **42**(2), 64–75.
Dutta A, Vakil F, Chen JC, Tauil M, Baba S, and Schulzrinne H (2001) Application layer mobility management scheme for wireless Internet. 3G Wireless, San Francisco, p. 7.
Dutta A, Altintas O, Chen W, and Schulzrinne H (2002a) Mobility approaches for all IP wireless networks. SCI, Orlando, FL.
Dutta A, Burns J, Wong K, Jain R, Young K, Schulzrinne H, and McAuley A (2002b). Realization of integrated mobility management protocol for ad-hoc networks. MILCOM, vol. 1, pp. 448–454.
Dutta A, Wong D, Burns J, Jain R, Young K, McAuley A, and Schulzrinne H (2002c) Realization of integrated mobility management for ad-hoc networks. IEEE Milcom, Anaheim, CA.
Dutta A, Chennikara J, Chen W, Altintas O, and Schulzrinne H (2003a) Multicasting streaming media to mobile users. *IEEE Communications Magazine* **41**(10), 81–89.
Dutta A, Madhani S, Chen W, Altintas O, and Schulzrinne H (2003b) MobiCom poster: Optimized fast-handoff schemes for application layer mobility management. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review* **7**(1), 17–19.
Dutta A, Agrawal P, Das S, Elaoud M, Famolari D, Madhani S, McAuley A, Li P, Tauil M, and Schulzrinne H (2004a) Realizing mobile wireless Internet telephony and streaming multimedia testbed. *Computer Communications* **27**(8), 725–738.
Dutta A, Das S, Li P, McAuley A, Ohba Y, Baba S, and Schulzrinne H (2004b) Secured mobile multimedia communication for wireless internet. International Conference on Network Sensing and Control, Taipei, Taiwan.
Dutta A, Madhani S, Chen W, Altintas, O and Schulzrinne H (2004c) Fast-handoff schemes for application layer mobility management. 15th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, vol. 3.
Dutta A, Zhang T, Madhani S, Taniuchi K, Fujimoto K, Schulzrinne H, Ohba Y, and Katsube Y (2004d) Secure universal mobility for wireless internet. Second ACM International Workshop on Wireless Mobile Applications and Services on WLAN Hotspots, Philadelphia, PA.
Dutta A, Burns J, Jain R, Wong D, Young K, and Schulzrinne H (2005a) Implementation and performance evaluation of application layer MIP-LR. 2005 International Conference on Wireless Networks, Communications and Mobile Computing, Maui, HI, vol. 2.
Dutta A, Das S, Famolari D, Ohba Y, Taniuchi K, Kodama T, and Shulzrinne H (2005b) Seamless handover across heterogeneous networks – an IEEE 802.21 centric approach. Proceedings of IWS-WPMC.
Dutta A, Kim B, Zhang T, Technologies T, Baba S, Taniuchi K, Ohba Y, and Schulzrinne H (2005c) Experimental analysis of multi interface mobility management with SIP and MIP. IEEE Wireless Conference, Maui, HI.
Dutta A, Zhang T, Madhani S, Taniuchi K, Fujimoto K, Katsube Y, Ohba Y, and Schulzrinne H (2005d) Secure universal mobility for wireless internet. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review* **9**(3), 45–57.
Dutta A, Zhang T, Ohba Y, Taniuchi K, and Schulzrinne H (2005e) MPA assisted proactive handoff scheme. ACM Mobiquitous, SIGMOBILE, pp. 155–165.

Dutta A, Das S, Famolari D, Ohba Y, Taniuchi K, Fajardo V, Kodama T, and Schulzrinne H (2006a) Secured seamless convergence across heterogeneous access networks. IEEE World Telecommunication Congress, Budapest.

Dutta A, Madhani S, Chen W, and Schulzrinne H (2006b) GPS assisted fast-handoff mechanism for real-time communication. IEEE Sarnoff Symposium, Princeton, NJ.

Dutta A, Madhani S, Zhang T, Ohba Y, Taniuchi K, and Schulzrinne H (2006c) Network discovery mechanisms for fast-handoff. Third International Conference on BROADNETS, San Jose, CA.

Dutta A, Schulzrinne H, Chiba T, Yokota H, and Das S (2006d) Comparative analysis of network layer and application layer IP mobility protocols for IPv6 networks. Proceedings of WPMC 2006, San Diego, CA.

Dutta A, van den Berg E, Famolari D, Fajardo V, Ohba Y, Taniuchi K, and Schulzrinne H (2006e) Dynamic buffering scheme for mobile handoff. IEEE PIMRC, Helsinki.

Dutta A, Chakravarty S, Taniuchi K, Fajardo V, Ohba Y, Famolari D, and Schulzrinne H (2007a) An experimental study of location assisted proactive handover. IEEE GLOBECOM, Washington, DC.

Dutta A, Das S, Famolari D, Ohba Y, and Schulzrinne H (2007b) Seamless proactive handover across heterogeneous access networks. *Wireless Personal Communication* **43**(3), 837–855.

Dutta A, Lyles B, Schulzrinne H, Chiba T, Yokota H, and Idoue A (2007c) Generalized modeling framework for handoff analysis. Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications (PIMRC'07), Athens.

Dutta A, Manousakis K, Das S, and Lin F (2007d) Mobility testbed for 3GPP2-based multimedia domain networks. *IEEE Communications Magazine* **45**(7), 118–126.

Dutta A, Famolari D, Das S, Ohba Y, Fajardo V, Taniuchi K, Lopez R, and Schulzrinne H (2008) Media-independent pre-authentication supporting secure interdomain handover optimization. *IEEE Wireless Communications* **15**(2), 55–64.

Dutta A, Lyles B, Schulzrinne H, and Wang J (2009) Systems modeling for IP-based handoff using timed Petri nets. IEEE International Conference on Systems Sciences (HICSS 2009), Big Island, HI.

Dutta A, Ohba Y, Fajardo V, Taniuchi K, and Schulzrinne H (2010) A Framework of Media-Independent Pre-Authentication (MPA). Internet-Draft draft-irtf-mobopts-mpa-framework-07, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Dutta A, Fajardo V, Ohba Y, Taniuchi K, and Schulzrinne H (2011) A Framework of Media-Independent Pre-Authentication (MPA) for Inter-Domain Handover Optimization. RFC 6252 (Informational), Internet Engineering Task Force.

Egevang K and Francis P (1994) The IP Network Address Translator (NAT). RFC 1631, Internet Engineering Task Force.

Eriksson H (1994) MBone: The multicast backbone. *Communications of the ACM*, pp. 54–60.

Ernst T (2007) Network Mobility Support Goals and Requirements. RFC 4886, Internet Engineering Task Force.

Eronen ES (2006) IKEv2 Mobility and Multihoming Protocol. RFC 4555, Internet Engineering Task Force.

Farinacci D, Tweedly A, and Speakman T (1996/1997) Cisco Group Management Protocol (CGMP), ftp://ftpeng.cisco.com/ipmulticast/specs/cgmp.txt.

Fathi H, Kobara K, Chakraborty S, Imai H, and Prasad R (2005) On the impact of security on the latency in WLAN 802.11. IEEE Global Telecommunications Conference, 2005 (GLOBECOM'05), St Louis, MO.

Feeney L and Nilsson M (2001) Investigating the energy consumption of a wireless network interface in an ad hoc networking environment, in *Proceedings of IEEE INFOCOM*, vol. 3. IEEE, pp. 1548–1557.

Feldman M, Lai K, Stoica I, and Chuang J (2004) Robust incentive techniques for peer-to-peer networks, in EC'04. ACM Press, New York, pp. 102–111.

Fenner W (1997) Internet Group Management Protocol, Version 2. RFC 2236, Internet Engineering Task Force.

Ferguson DA (1994) Measurement of mundane TV behaviors: Remote control device flipping frequency. *Journal of Broadcasting and Electronic Media* **38**, 35–47.

Finlayson R (2003) The UDP Multicast Tunneling Protocol. Internet-Draft draft-finlayson-umtp-09, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Flament M, Gessler F, Lagergren F, Queseth O, Stridh R, Unbehaun M, Wu JLC, and Zander J (1999) An approach to 4th generation wireless infrastructures, scenarios and research issues. VTC, Houston, TX.

Floyd R (1962) Algorithm 97: Shortest path. *Communications of the ACM* **5**(6), 345.

Fogelstroem E, Jonsson A, and Perkins C (2007) Mobile IPv4 Regional Registration. RFC 4857, Internet Engineering Task Force.

Forsberg D, Ohba Y, Patil B, Tschofenig H, and Yegin A (2008) Protocol for Carrying Authentication for Network Access (PANA). RFC 5191, Internet Engineering Task Force.

Forte A and Schulzrinne H (2007) Cooperation between stations in wireless networks, in *IEEE International Conference on Network Protocols 2007 (ICNP 2007)*, Beijing. IEEE, pp. 31–40.

Forte A, Shin S, and Schulzrinne H (2006a) Passive Duplicate Address Detection for Dynamic Host Configuration Protocol (DHCP). Technical Report cucs-011-06, Computer Science Department, Columbia University.

Forte AG, Shin S, and Schulzrinne H (2006b) IEEE 802.11 in the Large: Observations at an IETF Meeting. Technical report, Columbia University.

Forte AG, Shin S, and Schulzrinne H (2006c) Improving L3 handoff delay in IEEE 802.11 wireless networks. WICON '06, ACM.

FreeRADIUS Project (2006) FreeRADIUS.

Fretzagias C and Papadopouli M (2004) Cooperative location-sensing for wireless networks, in *PERCOM '04*. IEEE Computer Society, Washington, DC, p. 121.

Gast M (2005) 802.11 Wireless Networks: The Definitive Guide. O'Reilly Media, Inc.

Geier J (2002) Understanding 802.11 frame types. *Wi-Fi Planet*, http://www.wi-fiplanet.com/tutorials/article.php/1447501 (accessed November 12, 2013).

Georgides M (2004) Context transfer support for IP-based mobility management. CCSR Awards for Research Excellence.

Greis M (2001) 3GPP TS23. 107 v5. 0.0. Quality of Service, Concept and Architecture. Report, 3GPP.

Gundavelli S, Leung K, Devarapali V, Chowdhury K, and Patil B (2008) Proxy Mobile IPv6. RFC 5213, Internet Engineering Task Force.

Guttman E, Perkins C, Veizades J, and Day M (1999) Service Location Protocol, Version 2. RFC 2608, Internet Engineering Task Force.

Gwon Y, Fu G, and Jain R (2003) Fast handoffs in wireless LAN networks using mobile initiated tunneling handoff protocol for IPv4 MITHv4, in *IEEE Wireless Communications and Networking*. IEEE, pp. 1248–1253.

Han Y et al. (2003) Advance Duplicate Address Detection. Internet-Draft, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Handley M (1996) The SDR session directory: An MBone conference scheduling and booking system, http://www-mice.cs.ucl.ac.uk/multimedia/software/sdr/ (accessed November 12, 2013).

Handley M and Jacobson V (1998) SDP: Session Description Protocol. RFC 2327, Internet Engineering Task Force.

Handley M, Perkins C, and Whelan E (2000) Session Announcement Protocol. RFC 2974, Internet Engineering Task Force.

Hansen T, Hardie T, and Masinter L (2006) Guidelines and Registration Procedures for New URI Schemes. RFC 4395, Internet Engineering Task Force.

Hares S and Katz D (1989) Administrative Domains and Routing Domains: A Model for Routing in the Internet. RFC 1136, Internet Engineering Task Force.

Harkins D and Carrel D (1998) The Internet Key Exchange (IKE). RFC 2409, Internet Engineering Task Force.

Hempstead M, Tripathi N, Mauro P, Wei G, and Brooks D (2005) An ultra low power system architecture for sensor network applications. *ACM SIGARCH Computer Architecture News* **33**(2), 208–219.

Henderson T, Kotz D, and Abyzov I (2004) The changing usage of a mature campus-wide wireless network, in *MobiCom '04*. ACM Press, New York, pp. 187–201.

Herrin G (2000) Linux IP networking: A guide to the implementation and modification of the Linux protocol stack. *Connections* **3**, 2.

Hirel C, Tun B, and Trivedi K (2000) SPNP version 6.0. 11th International Conference on Computer Performance Evaluation: Modelling Tools and Techniques (TOOLS), pp. 354–357.

Holbrook H and Cain B (2006) Source-Specific Multicast for IP. RFC 4607, Internet Engineering Task Force.

Holliday M and Vernon M (1987) A generalized timed Petri net model for performance analysis. *IEEE Transactions on Software Engineering* **13**, 12.

Hormozi A and Dube L (1999) Establishing project control: Schedule, cost, and quality. *SAM Advanced Management Journal* **64**(4), 32–38.

Housely R and Aboba B (2007) Guidance for Authentication, Authorization, and Accounting (AAA) Key Management. RFC 4962, Internet Engineering Task Force.

Hsieh P, Dutta A, and Schulzrinne H (2003a) Application Layer Mobility Proxy for real-time communication. 3G Wireless Conference.

Hsieh R, Zhou ZG, and Seneviratne A (2003b) S-MIP: A seamless handoff architecture for Mobile IP. Proceedings of the IEEE INFOCOM conference.

Hunter TE and Nosratinia A (2004) Diversity through coded cooperation *IEEE Transactions on Wireless Communications* **5**, 283–289.

IEEE (1999) IEEE Standard for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange between Systems – Local and Metropolitan Area Networks – Specific Requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, 802.11-1999.

IEEE (2003a) IEEE Recommended Practice for Multi-vendor Access Point Interoperability via an Inter-Access Point Protocol Across Distribution Systems Supporting IEEE 802.11 Operation.

IEEE (2003b) IEEE Draft Amendment to Standard for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange between Systems – Specification for Radio Resource Measurement.

IEEE (2004) Amendment to IEEE Std 802.11, 1999 Edition (Reaff 2003). Medium Access Control (MAC) Security Enhancements.

IEEE (2005a) IEEE Standard for Information Technology, Telecommunications and Information Exchange between Systems, Amendment 8: Medium Access Control (MAC) Quality of Service Enhancements.

IEEE (2005b) IEEE Draft Standard for Local and Metropolitan Area Networks: Media Independent Handover Services.

IEEE (2006a) IEEE Draft Amendment to Standard for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange between Systems – LAN/MAN Amendment 2: Fast BSS Transition.

IEEE (2006b) 802.1X – Port Based Network Access Control, http://www.ieee802.org/1/pages/802.1x.html (accessed November 11, 2013).

IEEE Computer Society LAN MAN Standards Committee et al. (1997) Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications. IEEE.

Internet System Consortium (2005) DHCP Client Version 3.

ITU-T (2004) Open Systems Interconnection – Model and Notation. Recommendation X.200, ITU-T.

Jaimes-Romero F, Munoz-Rodriguez D, Molina C, and Tawfik H (1997) Modeling resource management in cellular systems using Petri nets. *IEEE Transactions on Vehicular Technology* **46**(2), 298–312.

Jain A (2003) Handoff Delay for 802.11b Wireless LAN. Technical report, University of Kentucky.

Jain R, Raleigh T, Graff C, Bereschinsky M, and Patel M (1998) Mobile Internet access and QoS guarantees using mobile IP and RSVP with location registers, in *IEEE International Conference on Communications*, Atlanta, GA, vol. 3. IEEE, pp. 1690–1695.

Jain R, Raleigh T, Yang D, Chang LF, Graff CJ, Bereschinsky M, and Patel M (1999) Enhancing survivability of mobile Internet access using mobile IP with location registers. Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE Infocom), New York.

Jardosh AP, Ramachandran KN, Almeroth KC, and Belding-Royer EM (2005) Understanding link-layer behavior in highly congested IEEE 802.11b wireless networks, in E-WIND '05. ACM Press, New York, pp. 11–16.

Jayaraman P, Lopez R, and Ohba Y (2008) Protocol for Carrying Authentication for Network Access (PANA) Framework. RFC 5193, Internet Engineering Task Force.

Jiang W and Schulzrinne H (2000) Modeling of packet loss and delay and their effect on real-time multimedia service quality. Proceedings of NOSSDAV.

Johner H (1998) Understanding LDAP. IBM Corporation.

Johnson D, Perkins C, and Arkko J (2004) Mobility Support in IPv6. RFC 3775, Internet Engineering Task Force.

Johnson D, Perkins C, and Arkko J (2009) Mobility Support in IPv6. Internet-Draft draft-ietf-mext-rfc3775bis-05.txt, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Jones C, Sivalingam K, Agrawal P, and Chen J 2001 A survey of energy efficient network protocols for wireless networks. *Wireless Networks* **7**(4), 343–358.

Kaufman C (ed.) (2005) Internet Key Exchange (IKEv2) Protocol. RFC 4306, Internet Engineering Task Force.

Kaur S, Madan B, and Ganeshan S (1999) Multicast support for mobile IP using modified IGMP, in *IEEE WCNC*. IEEE, pp. 948–952.

Kempf J (2007) Goals for Network Based Localized Mobility Management. RFC 4830, Internet Engineering Task Force.

Kent S and Atkinson R (1998a) IP Encapsulating Security Payload (ESP). RFC 2406, Internet Engineering Task Force.

Kent S and Atkinson R (1998b) Security Architecture for the Internet Protocol. RFC 2401, Internet Engineering Task Force.

Kent S and Seo K (2005) Security Architecture for the Internet Protocol. RFC 4301, Internet Engineering Task Force.

Kershaw M et al. (2005) Kismet: 802.11 Layer 2 Wireless Network Sniffer, http://www.kismetwireless.net (accessed November 10, 2013).

Khalaf-Bitar R and Rubin I (2009) Throughput-capacity and bit-per-joule performance of IEEE 802.11 based wireless mesh networks. IEEE Ad Hoc Networking Workshop, pp. 34–41.

Khalil M, Akhtar H, Qaddoura E, Perkins C, and Cerpa A 1999 Buffer Management for Mobile IP. Internet-Draft draft-mkhalil-mobileip-buffer-00.txt, Internet Engineering Task Force.

Kim B and Han K (2004) Multicast handoff agent mechanism for all-IP mobile network. *Mobile Networks and Applications* **9**(3), 185–191.

Kim K, Ha J, Hyun E, and Kim S (2001) New approach for mobile multicast based on SSM, in *Proceedings of Ninth IEEE International Conference on Networks*. IEEE, pp. 405–408.

Kim P, Lee M, Park S, and Kim Y (2004) A new mechanism for SIP over Mobile IPv6, in *Computational Science and Its Applications (ICCSA 2004)* (eds A Laganá, ML Gavrilova, V Kumar, Y Mun, CJK Tan, and O Gervasi), Lecture Notes in Computer Science 3045. Springer, pp. 975–984.

Klas G and Lepold R (1992) TOMSPIN – A tool for modeling with stochastic Petri nets. Proceedings of Computer Systems and Software Engineering (CompEuro'92), pp. 618–623.

Koh S et al. (2003) Use of SCTP for Seamless Handover. Internet-Draft, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Koodli R (2005) Fast handovers for mobile IPv6. RFC 4068, Internet Engineering Task Force.

Koodli R (2008) Mobile IPv6 Fast Handovers. RFC 5268, Internet Engineering Task Force. Obsoleted by RFC 5568.

Kosugi K and Davies J (1973) Basic Joseki. Ishi Press, Tokyo.

Koutsonikolas D, Das SM, Hu YC, Lu YH, and Lee CG (2006) CoCoA: Coordinated Cooperative Localization for Mobile Multi-Robot Ad Hoc Networks. *ICDCSW* **0**, 9.

Kravets R and Krishnan P (2000) Application-driven power management for mobile communication. *Wireless Networks* **6**(4), 263–277.

Kravets R, Carter C, and Magalhaes L (2001) A cooperative approach to user mobility. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* **31**(5), 57–69.

Krishnamurthi G, Chalmers R, and Perkins C (2001) Buffer Management for Smooth HandOvers in Mobile IPv6. Internet-Draft, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Kwon H, Jung KR, Park A, and Ryou JC (2005) Consideration of UMTS–WLAN seamless handover, in *Seventh IEEE International Symposium on Multimedia*. IEEE, p. 6.

Lassila O, Swick R, et al. (1999) Resource Description Framework (RDF) Model and Syntax Specification. World Wide Web Consortium (W3C).

Lawler E (2001) *Combinatorial Optimization: Networks and Matroids*. Dover Publications.

Lee H, Lee S, and Cho D (2003) Mobility management based on the integration of mobile IP and session initiation protocol in next generation mobile data networks. 58th IEEE Vehicular Technology Conference, 2003 (VTC 2003-Fall), vol. 3.

Leech M, Ganis M, Lee Y, Kuris R, Koblas D, and Jones L (1996) SOCKS Protocol Version 5. RFC 1928, Internet Engineering Task Force.

Lemon T and Sommerfield B (2006) Node-specific Client Identifiers for Dynamic Host Configuration Protocol Version Four (DHCPv4). RFC 4361, Internet Engineering Task Force.

Lennox J and Schulzrinne H (1999) Transporting User Control Information in SIP REGISTER Payloads. Internet-Draft, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Leung K, Dommety G, Narayanan V, and Petrescu A (2008) Network Mobility (NEMO) Extensions for Mobile IPv4. RFC 5177, Internet Engineering Task Force. Updated by RFC 6626.

Levon J and Elie P (2005) Oprofile: A System Profiler for Linux, http://oprofile.sourceforge.net (accessed November 12, 2013).

Liebsch M, Singh A, Chaskar H, and Funato D (2005) Candidate Access Router Discovery (CARD). RFC 4066, Internet Engineering Task Force.

Lin C and Wang KM (2000) Mobile multicast support in IP networks. Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE Infocom), Tel Aviv, Israel.

Liu P, Tao Z, and Panwar S (2005) A cooperative MAC protocol for wireless local area networks, in *ICC '05*. IEEE Computer Society, pp. 2962–2968.

Lopez R, Dutta A, Ohba Y, and Schulzrinne H (2007) Network-layer assisted mechanism to optimize authentication delay during handoff in 802.11 networks. ACM Mobiquitous, Philadelphia, PA.

Loughney J, Nakhjiri M, Perkins C, and Koodli R (2005) Context Transfer Protocol. RFC 4067, Internet Engineering Task Force.

Maciel P, Cruz Filho F, and Barros E (2001) A Petri net based method for resource estimation: an approach considering data-dependency, causal and temporal precedences. 14th Symposium on Integrated Circuits and Systems Design, 2001, Mirenopolis, Brazil, pp. 78–84.

MADWiFi Driver (2013) http://wireless.kernel.org/en/users/Drivers/madwifi (accessed November 12, 2013).

Malinen J (2004) HostAP driver for Intersil Prism2/2.5/3.

Malinen J (2005a) HostAP: Wireless driver for Intersil Prism2/2.5/3.

Malinen J (2005b) Linux WPA/WPA2/IEEE 802.1x supplicant.

Malki K (2004) Low Latency Handoffs in Mobile IPv4. Internet-Draft draft-ietf-mobileip-lowlatency-handoffs-v4-08, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Malki KE (2007) Low-Latency Handoffs in Mobile IPv4. RFC 4881, Internet Engineering Task Force.

Maltz DA and Bhagwat P (1998) MSOCKS: An architecture for transport layer mobility, in *Proceedings of the Conference on Computer Communications (IEEE Infocom), San Francisco*. IEEE, p. 1037.

Manner J and Kojo M (2004) Mobility Related Terminology. RFC 3753, Internet Engineering Task Force.

Marsan M, Meo M, Gribaudo M, and Sereno M (2001) On Petri net-based modeling paradigms for the performance analysis of wireless internet access. International Workshop on Petrinet and Performance Models, IEEE, Aachen, Germany.

Matcovschi M, Mahulea C, and Pastravanu O (2003) Petri net toolbox for MATLAB. 11th IEEE Mediterranean Conference on Control and Automation MED'03, Rhodes, Greece.

Maughan D, Schertler M, Schneider M, and Turner J (1998) Internet Security Association and Key Management Protocol (ISAKMP). RFC 2408, Internet Engineering Task Force.

McAuley A, Bommaiah E, Misra A, Talpade R, Thomson S, and Young KC (1999) Mobile multicast proxy. IEEE Milcom, Atlantic City, NJ.

McAuley A, Misra A, Wong L, and Manousakis K (2001) Experience with autoconfiguring a network with IP addresses, in MILCOM, vol. 1. IEEE, pp. 272–276.

McBride B (2002) Jena: A semantic Web toolkit. *IEEE Internet Computing* **6**(6), 55–59.

McBride B (2004) The resource description framework (RDF) and its vocabulary description language RDFS, in *Handbook on Ontologies* (eds S Staab and R Studer). Springer, pp. 51–66.

McGregor G (1992) The PPP Internet Protocol Control Protocol (IPCP). RFC 1332, Internet Engineering Task Force.

McGuinness D, Van Harmelen F, et al. (2004) OWL Web Ontology Language Overview. W3C Recommendation 10, 2004–03.

Miller B and Pascoe R (2000) Salutation Service Discovery in Pervasive Computing Environments. IBM Pervasive Computing White Paper.

Mishra A, Shin M, and Arbaugh W (2003a) An empirical analysis of the IEEE 802.11 MAC layer handoff process. *ACM Computer Communication Review* **33**(2), 93–102.

Mishra A, Shin M, and Arbaugh W (2003b) An empirical analysis of the IEEE 802.11 MAC layer handoff process. *SIGCOMM Computer Communication Review* **33**(2), 93–102.

Mishra A, Shin M, Petroni Jr N, Clancy T, and Arbaugh W (2004) Proactive key distribution using neighbor graphs. *IEEE Wireless Communications* **11**(1), 26–36.

Misra A, Das S, Dutta A, McAuley A, and Das S (2002) IDMP based fast-handoff and paging in IP based 4G mobile networks. *IEEE Communications Magazine* **40**(3), 138–145.

Miu A and Bahl P (2001) Dynamic host configuration for managing mobility between public and private networks. 3rd Usenix Internet Technical Symposium, San Francisco, CA.

Molina-Ramirez C, Munoz-Rodriguez D, and Lopez-Mellado E (1994) Modelling and Analysis of Telecommunication Cellular Systems Using Petri Nets. Technical report, IEEE.

Montavont J, Montavont N, and Noel T (2005) Enhanced schemes for L2 handover in IEEE 802.11 networks and their evaluations. 16th International Symposium on Personal Indoor and Mobile Radio Communications, Berlin.

Montenegro G (ed.) (2001) Reverse Tunneling for Mobile IP, revised. RFC 3024, Internet Engineering Task Force.

Moore N (2004) Edge Handovers for Mobile IPv6. Internet-Draft draft-moore-mobopts-edge-handovers-00, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Moore N (2006) Optimistic Duplicate Address Detection DAD for IPv6. RFC 4429, Internet Engineering Task Force.

Moskowitz R and Nikander P (2006) Host Identity Protocol (HIP) architecture. RFC 4423, Internet Engineering Task Force.

Mostafa H and Cicak P (2006) Hands on Roaming Duration: Petri-Nets Modeling of a Wireless Mobile-IP Procedure in Cisco Platform. International Conference on Networking and Services, 2006 (ICNS'06), pp. 28–28.

Moy J (1993) Multicast routing extensions for OSPF, in *International Networking Conference (INET)*. Internet Society, San Francisco, pp. BCC-1–BCC-7.

Murata T (1985) Use of resource-time product concept to derive a performance measure of timed Petri nets. Proceedings 1985 Midwest Symposium on Circuits and Systems, Louisville, KY.

Murata T (1989) Petri nets: Properties, analysis and applications. *Proceedings of IEEE*, p. 541.

Mysore J and Bhargavan V (1997) A new multicasting-based architecture for Internet host mobility, in *Third Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking, Budapest*. ACM/IEEE, pp. 161–172.

Nakajima N, Dutta A, Das S, and Schulzrinne H (2003) Handoff delay analysis and measurement for SIP based mobility in IPv6. ICC 2003 – Personal Communication Systems and Wireless LANs, Anchorage, AK.

Narayanan S (2006) Detecting Network Attachment in IPv6 Networks (DNAv6). IETF Draft, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Narten T, Nordmark E, and Simpson W (1998) Neighbor Discovery for IP Version 6 (IPv6). RFC 2461, Internet Engineering Task Force.

Niemi A, Arkko J, and Torvinen V (2002) Hypertext Transfer Protocol (HTTP) Digest Authentication Using Authentication and Key Agreement (AKA). RFC 3310, Internet Engineering Task Force.

nsnam (2005) nsnam Web pages, http://www.isi.edu/nsnam (accessed November 11, 2013).

O'Hara B (2004) *IEEE 802.11 Handbook: A Designer's Companion*. IEEE.

Ohba Y and Yegin A (2010) Pre-Authentication Support for the Protocol for Carrying Authentication for Network Access (PANA). RFC 5873, Internet Engineering Task Force.

Ohba Y, Wu Q, and Zorn G (2009) Extensible Authentication Protocol (EAP) Early Authentication Problem Statement. Internet-Draft draft-ietf-hokey-preauth-ps, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Ohba Y, Wu Q, and Zorn G (2010) Extensible Authentication Protocol (EAP) Early Authentication Problem Statement. RFC 5836, Internet Engineering Task Force.

Ote DV, Paskalis S, Kaloxylos A, and Merakos L (2003) A SIP-based method for intra-domain handoffs, in VTC-Fall '03. IEEE Computer Society, pp. 2068–2072.

Ott J, Wenger S, Sato N, Burmeister C, and Rey J (2006) Extended RTYP Profile for Real-Time Transport Control Protocol (RTCP)-Based Feedback (RTP/AVPF). RFC 4585, Internet Engineering Task Force.

Pack S and Choi Y (2002) Fast inter-AP handoff using predictive authentication scheme in a public wireless LAN, in *Networks: Proceedings of the Joint International Conference on Wireless LANs and Home Networks (ICWLHN 2002) and Networking (ICN 2002), Atlanta, USA, 26-29 August 2002*. World Scientific, p. 15.

Pack S and Choi Y (2003) Pre-authenticated fast handoff in a public wireless LAN based on IEEE 802.1 x model. Proceedings of IFIP TC6/WG6, vol. 8, pp. 175–182.

Papadopouli M and Schulzrinne H (2001) Effects of power conservation, wireless coverage and cooperation on data dissemination among mobile devices, in MobiHoc *'01*. ACM Press, New York, pp. 117–127.

Park J (2002) Mobile Multicast Routing Protocol: TBMOM (Timer-Based Mobile Multicast). RMT Workshop 2002.

Park S, Kim H, Park C, Kim J, and Ko S (2004) Selective channel scanning for fast handoff in wireless LAN using neighbor graph, in Personal Wireless Communications. Springer, pp. 629–629.

Park S, Kim P, and Volz B (2005) Rapid Commit Option for the Dynamic Host Configuration Protocol Version 4. RFC 4039, Internet Engineering Task Force.

Patsidou E and Kantor J (1991) Application of minimax algebra to the study of multipurpose batch plants. *Computers & Chemical Engineering* **15**(1), 35–46.

Pering T, Agarwal Y, Gupta R, and Want R (2006) Coolspots: Reducing the power consumption of wireless mobile devices with multiple radio interfaces, in *Proceedings of the 4th International Conference on Mobile Systems, Applications and Services*. ACM, p. 232.

Perkins C (1996a) IP Encapsulation within IP. RFC 2003, Internet Engineering Task Force.

Perkins C (1996b) Minimal Encapsulation within IP. RFC 2004, Internet Engineering Task Force.

Perkins C (2002a) IP Mobility Support for IPv4. RFC 3220, Internet Engineering Task Force.

Perkins C (2002b) IP Mobility Support for IPv4. RFC 3344, Internet Engineering Task Force.

Perkins C (2002c) Mobile IP. *IEEE Communications Magazine* **40**(5), 66–82.

Perkins C and Hodson O (1998) Options for Repair of Streaming Media. RFC 2354, Internet Engineering Task Force.

Perkins CE and Johnson DB (1998) Route Optimization for Mobile IP. *Cluster Computing* **1**(2), 161–176.

Perkins CE and Wang KY (1999) Optimized smooth handoffs in mobile IP, in Fourth IEEE *Symposium on Computers and Communications (ISCC '99)*. IEEE, pp. 340–346.

Peterson J (1981) *Petri Net Theory and the Modeling of Systems*. Prentice Hall, Englewood Cliffs, NJ, p. 290.

Peterson J and Jennigs C (2006) Enhancements for Authenticated Identity Management in the Session Initiation Protocol (SIP). RFC 4474, Internet Engineering Task Force.

Plummer D (1982) Ethernet Address Resolution Protocol: Or Converting Network Protocol Addresses to 48.bit Ethernet Address for Transmission on Ethernet Hardware. RFC 826, Internet Engineering Task Force.

Politis C, Chew K, Akhtar N, Georgiades M, Tafazolli R, and Dagiuklas T (2004) Hybrid multilayer mobility management with AAA context transfer capabilities for all-IP networks. *IEEE Wireless Communications* **11**(4), 76–88. [See also *IEEE Personal Communications*.]

Polk J, Schnizlein J, and Linsner M (2004) Dynamic Host Configuration Protocol Option for Coordinate-Based Location Configuration Information. RFC 3825, Internet Engineering Task Force.

Pollini G (1996) Trends in handover design. *IEEE Communications Magazine* **34**(3), 82–90.

Potlapally N, Ravi S, Raghunathan A, and Jha N (2003) Analyzing the energy consumption of security protocols, in *Proceedings of the 2003 International Symposium on Low Power Electronics and Design*. ACM, New York, pp. 30–35.

Quinn B and Almeroth K (2001) IP Multicast Applications: Challenges and Solutions. RFC 3170, Internet Engineering Task Force.

Rahnema M (1993) Overview of the GSM system and protocol architecture. *IEEE Communications Magazine* **31**(4), 92–100.

Ramamoorthy C and Ho G (1980) Performance evaluation of asynchronous concurrent systems using Petri nets. *IEEE Transactions on Software Engineering* **6**(5), 440–449.

Ramani I and Savage S (2005) Syncscan: Practical fast handoff for 802.11 infrastructure networks. Proceedings of the IEEE INFOCOM Conference.

Ramchandani C (1974) Analysis of asynchronous concurrent systems by timed Petri nets. Ph.D dissertation, Massachusetts Institute of Technology, Cambridge, MA.

Ramjee R, LaPorta TF, Salgarelli L, Thuel S, Varadhan K, and Li LE (2000) IP-based access network infrastructure for next-generation wireless networks. *IEEE Personal Communications Magazine* **7**(4), 34–41.

Rigney C, Rubens AC, Simpson WA, and Willens S (2000) Remote Authentication Dial In User Service (RADIUS). RFC 2865, Internet Engineering Task Force.

Rodriguez P, Chakravorty R, Chesterfield J, Pratt I, and Banerjee S (2004) MAR: A commuter router infrastructure for the mobile internet. Proceedings of the 2nd International ACM Conference on Mobile Systems, Applications, and Services, Boston, MA, pp. 217–230,

Romdhani I, Kellil M, Lach H, Bouabdallah A, and Bettahar H (2004) IP mobile multicast: Challenges and solutions. *IEEE Communications Surveys & Tutorials* **6**(1), 18–41.

Rosenberg J and Schulzrinne H (1999) An RTP Payload Format for Generic Forward Error Correction. RFC 2733, Internet Engineering Task Force.

Rosenberg J, Schulzrinne H, Camarillo G, Johnston A, Peterson J, Sparks R, Handley M, and Schooler E (2002) SIP: Session Initiation Protocol. RFC 3261, Internet Engineering Task Force.

Rosenberg J, Peterson J, Schulzrinne H, and Camarillo G (2004) Best Current Practices for Third Party Call Control (3PCC) in the Session Initiation Protocol (SIP). RFC 3725, Internet Engineering Task Force.

Roshan P and Leary J (2003) *802.11 Wireless LAN Fundamentals*. Cisco Press.

Ruckforth T and Linder J (2004) AAA Context Transfer for Fast Authenticated Inter-domain Handover. Swisscom SA, March.

Ryuther N (2004) A tool for PetriNet simulation. Petri Nets World, http://www.informatik.uni-hamburg.de/TGI/PetriNets (accessed November 11, 2013).

Salawu N and Elizabeth N (2009) Energy optimization mechanism for mobile terminals using vertical handoff between WLAN and CDMA2000 networks. *Leonardo Electronic Journal of Practices and Technologies* **15** 51–58.

Sanders W (1995) UltraSAN Users Manual, Version 3.0. Center for Reliable and High-Performance Computing, University of Illinois.

Sasse MA, Hardman VJ, Kouvelas I, Perkins CE, Hodson O, Watson AI, Handley M, and Crowcroft J (1995) RAT (Robust-Audio Tool). University College London.

Schosser S, Böhm K, Schmidt R, and Vogt B (2006) Incentives engineering for structured P2P systems – a feasibility demonstration using economic experiments, in EC '06. ACM Press, New York, pp. 280–289.

Schulzrinne H (1996) Personal mobility for multimedia services in the Internet, in *Interactive Distributed Multimedia Systems and Services* (eds B Butscher, E Moeller, and H Pusch), Lecture Notes in Computer Science 1045. Springer, pp. 143–162.

Schulzrinne H (2001) SIP Registration. Internet-Draft, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Schulzrinne H and Hancock R (2008) GIMPS: General Internet Messaging Protocol for Signaling. Internet-Draft draft-ietf-nsis-ntlp-15, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Schulzrinne H and Wedlund E (2000a) Application-layer mobility using SIP. *Mobile Computing and Communications Review (MC2R)* **4**(3), 47–57.

Schulzrinne H, Rao A, and Lanphier R (1998) Real Time Streaming Protocol (RTSP). RFC 2326, Internet Engineering Task Force.

Schulzrinne H, Casner S, Frederick R, and Jacobson V (2003) RTP: A Transport Protocol for Real-Time Applications. RFC 3550, Internet Engineering Task Force.

Seaborne A (2004) RDQL – A Query Language for RDF. W3C Member Submission, 9, 29-1.

Shacham R, Schulzrinne H, Thakolsri S, and Kellerer W (2007) Ubiquitous device personalization and use: The next generation of IP multimedia communications. *ACM Transactions on Multimedia Computing, Communications, and Applications (TOMCCAP)* 3(2), 12.

Shacham R, Schulzrinne H, Thakolsri S, and Kellerer W (2008) Session Initiation Protocol (SIP) Session Mobility. Internet-Draft draft-shacham-sipping-session-mobility-05, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Shin H, Suh Y, and Kwon D (2000) Multicast routing protocol by multicast agent in mobile networks, in *Proceedings of the 2000 International Conference on Parallel Processing*. IEEE Computer Society, p. 271.

Shin M, Mishra A, and Arbaugh W (2004a) Improving the latency of 802.11 hand-offs using neighbor graphs, in *Proceedings of the 2nd International Conference on Mobile Systems, Applications, and Services*. ACM, pp. 70–83.

Shin S, Forte AG, Rawat AS, and Schulzrinne H (2004b) Reducing MAC layer handoff latency in IEEE 802.11 wireless LANs, in *ACM International Workshop on Mobility Management and Wireless Access (MobiWac '04)*. ACM Press, New York, pp. 19–26.

Shnayder V, Hempstead M, Chen B, Allen G, and Welsh M (2004) Simulating the power consumption of large-scale sensor network applications, in *Proceedings of the 2nd International Conference on Embedded Networked Sensor Systems*. ACM, New York, pp. 188–200.

Simpson W (1994) The Point-to-Point Protocol (PPP). RFC 1661, Internet Engineering Task Force.

Snoeren AC and Balakrishnan H (2000) An end-to-end approach to host mobility, in *ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom), Boston, MA*. ACM/IEEE, pp. 155–166.

Soliman H, Castelluccia C, el Malki K, and Bellier L (2006) Hierarchical Mobile IPv6 Mobility Management HMIPv6. RFC 4140, Internet Engineering Task Force.

Sparks R (2003) The Session Initiation Protocol (SIP) Refer Method. RFC 3515, Internet Engineering Task Force.

Stallings W (2004) *IEEE 802.11: Wireless LANs from a to n*. IEEE Computer Society.

Steele R, Li J, and Gould P (2001) *GSM, cdmaOne and 3G Systems*. John Wiley and Sons, Inc., New York.

Stefanov A and Erkip E (2005) Cooperative space–time coding for wireless networks. *IEEE Transactions on Communications*, pp. 1804–1809.

Stemm M and Katz R (1998) Vertical handoffs in wireless overlay networks. *Mobile Networks and Applications* 3(4), 335–350.

Stewart R, Xie Q, Morneault K, Sharp C, Schwarzbauer H, Taylor T, Rytina I, and Kalla M (2000) Stream Control Transmission Protocol. RFC 2960, Internet Engineering Task Force.

Tachikawa K (2002) *W-CDMA Mobile Communications System*. John Wiley and Sons, Ltd, Chichester.

Tan CL and Pink S (2000a) MobiCast: A multicast scheme for wireless networks. *Mobile Networks and Applications* 5(4), 259–271.

Tan C, Lye K, and Pink S (1999) A fast handoff scheme for wireless networks, in *Proceedings of the 2nd ACM International Workshop on Wireless Mobile Multimedia*. ACM, p. 90.

Telecommunication Industry Association (2013) TR-45 Mobile and Personal Communications Systems Standards, www.tiaonline.org (accessed November 12, 2013).

Teraoka F, Gogo K, Mitsuya K, Shibui R, and Mitani K (2008) Unified Layer 2 (L2) Abstractions for Layer 3 (L3)-Driven Fast Handover. RFC 5184, Internet Engineering Task Force.

Thajchayapong S and Peha J (2006) Mobility patterns in microcellular wireless networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, pp. 52–63.

Thaler D (2004) Border Gateway Multicast Protocol. RFC 3913, Internet Engineering Task Force.

Thaler D, Talwar M, Aggarwal A, Vicisano L, and Pusateri T (2007) Automatic IP Multicast without Explicit Tunnels (AMT). Internet-Draft draft-ietf-mboned-auto-multicast-08.txt, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Thaler D, Vicisano L, et al. (2002) IPv4 Automatic Multicast without Explicit Tunnels (AMT). Internet-Draft, Internet Engineering Task Force. Work in progress.

Third Generation Partnership Project 2 and Telecommunications Industry Association (2007) Voice Call Continuity (VCC), 3GPP2-TIA PN-3-0231 (TIA-1093)/X. P0042.

Thomson S and Narten T (1998) IPv6 Stateless Address Autoconfiguration. RFC 2462, Internet Engineering Task Force.

Tilak S and Abu-Ghazaleh N (2001) A concurrent migration extension to an end-to-end host mobility architecture. *ACM SIGMOBILE Mobile Computing and Communications Review* **5**(3), 26–31.

Time O (2000) ITU-T Recommendation G. 114, ITU-T.

Tripathi N, Reed J, and VanLandingham HF (1998) Handoff in cellular systems. *IEEE Personal Communications* **5**(6), 26–37.

Tseng C, Yen L, Chang H, and Hsu K (2005) Topology-aided cross-layer fast handoff designs for IEEE 802.11/mobile IP environments. *IEEE Communications Magazine* **43**(12), 156–163.

Tuominen AJ and Petander HL (2001) MIPL mobile IPv6 for Linux in HUT campus network mediapoli. Proceedings of Ottawa Linux Symposium, 2001, Ottawa.

Tutsch D and Sokol J (2001) Petri net based performance evaluation of USAIAs bandwidth partitioning for the wireless cell level. Proceedings of the 9th International Workshop on Petri Nets and Performance Models (PNPM'01).

Vakil F, Famolari D, Baba S, and Famolari D (2001) Virtual soft hand-off in IP-centric wireless CDMA networks, in *3G Wireless, Conference Proceedings, San Francisco*. Delson, pp. 704–709.

Valkó A (1999) Cellular IP: A new approach to Internet host mobility. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* **29**(1), 50–65.

Van Brussel H, Peng Y, and Valckenaers P (1993) Modelling flexible manufacturing systems based on Petri nets. *CIRP Annals* **42**(1), 479–484.

Varshney U and Chatterji S (1999) Architectural issues in IP multicasting over wireless networks. IEEE Conference on Wireless Communication and Networking, New Orleans.

Vatn JO and Maguire GC (1998) The effect of using co-located care-of addresses on macro handover latency. 14th Nordic Tele-traffic Seminar, Technical University of Denmark, Lyngby, Denmark.

Velayos H and Karlsson G (2004) Techniques to reduce IEEE 802.11b handoff time. Wireless Networking Symposium, Paris.

Viswanadham N, Narahari Y, and Johnson T (1990) Deadlock prevention and deadlock avoidance in flexible manufacturing systems using Petri net models. *IEEE Transactions on Robotics and Automation* **6**(6), 713–723.

Vogt C (2006) A Comprehensive Delay Analysis for Reactive and Proactive Handoffs with Mobile IPv6 Route Optimization. Institute of Telematics, Universität Karlsruhe (TH), Karlsruhe, Germany, TM-2006-1.

Wahl M, Howes T, and Kille S (1997) Lightweight Directory Access Protocol (v3). RFC 2251, Internet Engineering Task Force.

Waitzman D, Partridge C, and Deering S (1988) Distance Vector Multicast Routing Protocol. RFC 1075, Internet Engineering Task Force.

Waldo J (1999) The Jini architecture for network-centric computing. *Communications of the ACM* **42**(7), 76–82.

Wang J (1998) *Timed Petri Nets: Theory and Application*. Kluwer Academic.

Wang J, Sun L, Jiang X, and Wu Z (2002) IGMP snooping: a VLAN-based multicast protocol, in *5th IEEE International Conference on High Speed Networks and Multimedia Communications*. IEEE, pp. 335–340.

Wedlund E and Schulzrinne H (1999) Mobility support using SIP. 2nd ACM/IEEE International Conference on Wireless and Mobile Multimedia (WoWMoM), Seattle, WA.

Williamson B (2000) *Developing IP Multicast Networks: The Definitive Guide to Designing and Deploying CISCO IP Multicast Networks*, vol. 1. Cisco Press, San Francisco.

Williamson C, Harrison T, Mackrell WL, and Bunt RB (1998) Performance evaluation of the MoM mobile multicast protocol. *ACM Mobile Networks and Applications (MONET) Journal* **3**(2), 189–201.

Wong K (2002) Architecture alternatives for integrating Cellular IP and Mobile IP, in *21st IEEE International Conference on Performance, Computing, and Communications, 2002, Phoenix, AZ*. IEEE, pp. 197–204.

Wong K and Dutta A (2005) Simultaneous mobility in MIPv6, in *2005 IEEE International Conference on Electro Information Technology*. IEEE, p. 5.

Wong D and Lim T (1997) Soft handoffs in CDMA mobile systems. *IEEE Personal Communications* **4**(6), 6–17. [See also *IEEE Wireless Communications*.]

Wong K, Wei HY, Dutta A, Young K, and Schulzrinne H (2002) IP micro-mobility management using host-based routing, in *Wireless IP and Building the Mobile Internet* (eds S Dixit and R Prasad). Artech House.

Wong D, Dutta A, Burns J, Young K, and Schulzrinne H (2003a) A multilayered mobility management scheme for auto-configured wireless IP networks. *IEEE Wireless Communications Magazine* **10**(5), 62–69.

Wong D, Dutta A, Schulzrinne H, and Young K (2003b) Managing simultaneous mobility of IP hosts. IEEE International Military Communications Conference (MILCOM 2003), Boston, MA.

Wong KD, Dutta A, Schulzrinne H, and Young K (2007) Simultaneous mobility: Analytical framework, theorems and solutions. *Wireless Communications and Mobile Computing*, **7**, 623–642.

Wongrujira K and Seneviratne A (2005) Monetary incentive with reputation for virtual market-place based P2P, in *CoNEXT'05*. ACM Press, New York, pp. 135–145.

Wu C, Cheng A, Lee S, Ho J, and Lee D (2002) Bi-directional route optimization in mobile IP over wireless LAN, in *Proceedings of 56th IEEE Vehicular Technology Conference, 2002 (VTC 2002-Fall)*. IEEE Computer Society, pp. 1168–1172.

Wu JLC (1999) An IP mobility support architecture for 4GW wireless infrastructure. Proceedings of the 1999 Personal Computing and Communication Workshop, pp. 67–71.

Xylomenos G and Polyzos GC (1997) IP multicast for mobile hosts. *IEEE Communications Magazine* **35**(1), 54–58.

Yang S and Park S (2001) An efficient multicast routing scheme for mobile hosts in IPv6-based networks. *Journal of the Institute of Electronics Engineers of Korea* **38**(8), 11–18.

Yemini Y (1983) A bang-bang principle for real-time transport protocols. *ACM SIGCOMM Computer Communication Review* **13**(2), 262–268.

Yokota H, Idoue A, Hasegawa T, and Kato T (2002) Link layer assisted mobile IP fast handoff method over wireless LAN networks. In *Proceedings of the 8th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom '02)*. ACM, New York, pp. 131–139.

Zaid M (1994) Personal mobility in PCS. *IEEE Personal Communications* **1**(4), 12. [See also *IEEE Wireless Communications*.]

Zeadally S, Siddiqui F, DeepakMavatoor N, and Randhavva P (2004) SIP and mobile IP integration to support seamless mobility. 15th IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications, 2004 (PIMRC 2004), vol. 3.

Zhang T, Madhani S, Dutta A, VanDenberg E, Ohba Y, Taniuchi K, and Mohanty S (2005) Implementation and evaluation of autonomous collaborative discovery of neighboring networks. 3rd International Conference on Information Technology: Research and Education, 2005 (ITRE 2005), pp. 12–17.

Zhou M and DiCesare F (1991) Parallel and sequential mutual exclusions for Petri net modeling of manufacturing systems with shared resources. *IEEE Transactions on Robotics and Automation* **7**(4), 515–527.

Zhou M and Robbi A (1994) Applications of Petri net methodology to manufacturing systems. In Computer Control of Flexible Manufacturing Systems (eds SB Joshi and JS Smith). Chapman and Hall, pp. 207–230.

Zhou M and Venkatesh K (1999) Modeling, Simulation, and Control of Flexible Manufacturing Systems: A Petri Net Approach. World Scientific.

Zhuang S, Lai K, Stoica I, Katz R, and Shenker S (2005) Host mobility using an Internet indirection infrastructure. *Wireless Networks* **11**(6), 741–756.

Zimmermann A, German R, Freiheit J, and Hommel G (1999a) Timenet 3.0 tool description. International Conference on Petri Nets and Performance Models (PNPM'99), Zaragoza, Spain.

Zimmermann A, Rodriguez D, and Silva M (1999b) Modelling and optimisation of manufacturing systems: Petri nets and simulated annealing. Proceedings of the 1999 European Control Conference (ECC99), Karlsruhe, Germany.

Zuberek W (1980) Timed Petri nets and preliminary performance evaluation, in *Proceedings of the 7th Annual Symposium on Computer Architecture*. ACM, New York, pp. 88–96.

Zuberek W (1991) Timed Petri nets definitions, properties, and applications. *Microelectronics and Reliability* **31**(4), 627–644.

Zuberek W (2000) Hierarchical analysis of manufacturing systems using Petri nets. IEEE International Conference on Systems, Man, and Cybernetics, 2000, Nashville, TN, vol. 4.

Zuberek WM and Kubiak W (1999) Timed Petri nets in modeling and analysis of simple schedules for manufacturing cells. *Computers and Mathematics with Applications* **37**(11–12), 191–206.

国际视野　科技前沿

国际信息工程先进技术译丛

《移动协议与切换优化：设计、评估与应用》
《全IP网络融合》
《不确定性理论与多传感器数据融合》
《无线通信系统中的定位技术与应用》
《基于大数据的商务智能分析》
《3GPP网络中的IPv6部署：从2G向LTE及未来移动宽带的演进》
《MIMO无线网络手册》
《可重构无线电系统的网络架构和标准》
《声学显微镜与超分辨率成像理论及应用》
《构建基于IPv6和移动IPv6的物联网：向M2M通信的演进》
《虚拟网络——下一代互联网的多元化方法》
《下一代融合网络理论与实践》
《认知视角下的无线传感器网络》
《移动云计算：无线、移动及社交网络中分布式资源的开发利用》
《Android系统安全与攻防》
《内容分发网络》
《计算机网络仿真OPNET实用指南》
《移动无线信道》（原书第2版）
《LTE-Advanced：面向IMT-Advanced的3GPP解决方案》
《声学成像技术及工程应用》
《LTE/SAE网络部署实用指南》
《认知无线电通信与组网：原理与应用》
《网络性能分析原理与应用》
《云连接与嵌入式传感系统》
《IP地址管理原理与实践》
《自组织网络：GSM,UMTS和LTE的自规划、自优化和自愈合》
《实现吉比特传输的60GHz无线通信技术》
《LTE自组织网络（SON）：高效的网络管理自动化》
《UMTS中的LTE：向LTE-Advanced演进》（原书第2版）
《UMTS中的WCDMA－HSPA演进及LTE（原书第5版）
《无线传感器及执行器网络》
《认知无线电网络》
《网络融合——服务、应用、传输和运营支撑》
《UMTS中的LTE:基于OFDMA和SC-FDMA的无线接入》
《吉规模集成电路互连工艺及设计》
《高性能微处理器电路设计》

IEEE
WILEY


机械工业出版社E视界


机械工业出版社微信公众号



上架指导　工业技术／电子技术／信息通信

ISBN 978-7-111-53465-5

定价：149.00元

[General Information]
书名=移动协议与切换优化设计、评估与应用
作者=（美）阿舒托什?杜塔，（美）亨宁?舒茨莱宁著
页数=406
SS号=14010436
DX号=
出版日期=2016.05
出版社=机械工业出版社